



별첨 사본은 아래 출원의 원본과 동일함을 증명함.

**This is to certify that the following application annexed hereto
is a true copy from the records of the Korean Intellectual
Property Office.**

출 원 번 호 : 특허출원 2003년 제 0071456 호
Application Number 10-2003-0071456

출 원 년 월 일 : 2003년 10월 14일
Date of Application OCT 14, 2003

출 원 인 : 삼성전자주식회사
Applicant(s) SAMSUNG ELECTRONICS CO., LTD.

2004 년 11 월 1 일

특 허 청

COMMISSIONER



.

【서지사항】	
【유명】	덕허출원서
【리구분】	덕허
【신처】	덕허청장
【조번호】	0004
【출입자】	2003.10.14
【제덕허분류】	H04M
【제덕허분류】	H04K
【명의 명칭】	저민도 패리티 검사 코드의 부호화 방법
【명의 영문명칭】	METHOD FOR ENCODING OF LOW DENSITY PARITY CHECK CODE
출원인	
【명칭】	삼성전자 주식회사
【출원인코드】	1-1998-104271-3
【리인】	
【성명】	이건주
【대리인코드】	9-1998-000339-8
【포관위임등록번호】	2003-001449-1
【명자】	
【성명의 국문표기】	유남현
【성명의 영문표기】	YU,Nam Yul
【주민등록번호】	711207-1024118
【우편번호】	442-725
【주소】	경기도 수원시 판단구 영릉동 벽적골8단지 아파트 812동 804호
【국적】	KR
【명자】	
【성명의 국문표기】	김민구
【성명의 영문표기】	KIM,Min Goo
【주민등록번호】	640820-1067025
【우편번호】	449-906
【주소】	경기도 용인시 기흥읍 서천리 705 예현마을 현대홈타운 102동 902호
【국적】	KR

-

특지]	특허법 제42조의 규정에 의하여 위와 같이 출원합니다.		
대리인			
이건주	(인)		
수수료]			
【기본출원료】	20	면	29,000 원
【가산출원료】	63	면	63,000 원
【우선권주장료】	0	건	0 원
【심사청구료】	0	항	0 원
【합계】	92,000	원	

【요약서】

【요약】

본 발명은 데이터의 부호화 장치 및 방법에 관한 것으로, 특히 저밀도 패리티 코드(Low-Density Parity Check(LDPC) code)의 부호화 장치 및 방법에 관한 것이다.

본 발명의 방법은, 본 발명의 방법은, 정보 부분 매트릭스와 패리티 부분 매트릭스로 구성되는 저밀도 패리티 검사 코드를 생성 방법으로서, 상기 정보 부분 매트릭스들 배열 코드 구조로 변경하고, 각각의 서브 매트릭스 열에 차수 시퀀스(degree quence)를 할당하는 과정과, 상기 패리티 부분 매트릭스인 일반화된 이중 사선 매트릭스에 있어서, 사선간의 움푹값이 임의의 값을 갖도록 확장하는 과정과, 상기 일반화된 이중 사선 매트릭스들 리프팅 하는 과정과, 상기 리프팅된 일반화된 이중 사선 매트릭스의 서브 매트릭스마다 순환 행 이동(cyclic column shift)을 위한 오프셋(offset value)을 결정하는 과정과, 상기 패리티 부분 매트릭스의 열에 대응되는 리티 심산을 결정하는 부호화 과정을 포함한다.

【표도】
도 10

【언어】

C, 이중 사선, 비정규 LDPC 코드.

【명세서】

3명의 명칭]

저밀도 패리티 검사 코드의 부호화 방법{METHOD FOR ENCODING OF LOW DENSITY
ITY CHECK CODE}

2면의 간단한 설명]

도 1은 일반적인 (p, r) 어레이 코드에 대한 패리티 검사 매트릭스값 도시한 도

도 2는 임의의 한 열에 존재하는 1의 최대 개수가 d_r 이고, 그러한 서브 매트릭스
열의 수가 d_r 이며, 나머지 서브 매트릭스 열들에 존재하는 1의 수는 항상 3인 경
의 매트릭스 H_d 를 예로서 도시한 도면.

도 3은 비정규 반복 축적 코드의 팩터 그래프(factor graph) 구조를 도시한 도

도 4는 비정규 반복 축적 코드를 가지는 저밀도 패리티 코드의 매트릭스값 도시
도면.

도 5는 오프셋 값(offset value) f 을 임의의 값을 갖도록 리프팅하면 패리티 부분
이중 사선 매트릭스값 도시한 도면.

도 6은 상기 도 5와 같은 부호화 과정에서 $p_0, p_{r-f}, p_{r-2f}, \dots$ 의 값들을 순차
으로 구하는 과정을 도시한 도면.

■

도 7은 maximum variable node degree가 15인 경우, 전송한 A 점의 설명에서와
른 방식으로 생성한 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분 H_d 의 일례를 도시한 도면.

도 8은 임의의 4x4 매트릭스의 각 원소를 3x3 항등 매트릭스(identity matrix)
는 3x3 0 매트릭스(matrix)로 대체하는 방식에 의해 기본 4x4 매트릭스를 12x12 매
트릭스로 매트릭스 리프팅(lifting)시킨 행렬을 도시한 도면.

도 9는 pxp 순환 치환 서브 매트릭스에 의한 매트릭스 리프팅(lifting)을 통해
성한 패리티 매트릭스 H_p 를 도시한 도면.

도 10은 본 발명의 바람직한 실시 예에 따라 패리티 부분의 매트릭스를 생성하
위한 흐름도.

도 11은 $r = 15$, $f = 7$, $p = 89$ 의 값을 가지도록 리프팅된 일반화 이중 사선 매
트릭스의 패리티 매트릭스를 도시한 도면.

도 12는 본 발명의 효용을 검증하기 위한 반복적 신뢰 증식 복호 과정의
흐름도.

도 13a는 $n = 870$, $p = 29$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스를 예로서 도시한 도
면.

도 13b는 $n = 870$, $p = 29$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스를 예로서 도시한
도면.

도 13c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 시뮬레이션 결
과 그래프.

•

도 14a는 $n = 1590$, $p = 53$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스값 예로서 도시한
면,

도 14b는 $n = 1590$, $p = 53$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스값 예로서 도시한
면,

도 14c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 시뮬레이션 결
그래프,

도 15a는 $n = 3090$, $p = 103$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스값 예로서 도시한
면,

도 15b는 $n = 3090$, $p = 103$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스값 예로서 도시
도면,

도 15c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 시뮬레이션 결
그래프,

도 16a는 $n = 7710$, $p = 257$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스값 예로서 도시한
면,

도 16b는 $n = 7710$, $p = 257$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스값 예로서 도시
도면,

도 16c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 시뮬레이션 결
그래프,

•

도 16d는 저밀도 패리티 검사 코드의 반복 횟수 변화에 따른 시클레이션 결과 그래프.

발명의 상세한 설명]

발명의 목적]

발명이 속하는 기술분야 및 그 분야의 종래기술]

본 발명은 데이터의 부호화 방법에 관한 것으로, 특히 저밀도 패리티 코드 Low-Density Parity Check (LDPC) code)의 부호화 방법에 관한 것이다.

통상적으로 통신 시스템에서는 데이터의 전송 시, 전송되는 데이터들 부호화하여 전송함으로써, 전송의 안정성은 높이며, 많은 재전송이 이루어지지 않도록 함으로써 전송 효율을 높이도록 하고 있다. 이러한 부호화 방법 중 이동통신 시스템에서는 별두서널 부호화 방법, 터보 부호화 방법 및 준 보완 터보 부호 (Quasi-complemental Turbo Coding : QCTC) 등의 방법 등이 사용되고 있다. 상기한 방법들을 사용하는 경우 데이터 전송의 안정성 및 전송 효율을 증대시킬 수 있다는 장점 때문이다.

그런데, 현재 무선 통신 시스템들은 급속도로 발전하고 있으며, 이에 따라 매우 고속의 데이터들을 전송할 수 있는 시스템들이 등장하고 있다. 이러한 무선 통신 시스템에서 보다 더 고속의 데이터들을 전송할 수 있기를 원하고 있다. 따라서 현재 제되고 있는 상기한 방법들의 부호화 방법보다 높은 효율을 얻을 수 있는 부호화 방법이 요구되고 있다.

•

이러한 요구에 맞춰 새로운 대안으로 떠오르고 있는 부호화 방법으로 저밀도 패리티 검사 코드가 있다. 그러면 저밀도 패리티 코드에 대하여 보다 상세히 살펴본다. 상기 저밀도 패리티 검사 코드는 1960년대 초 Gallager에 의해 최초로 제안되었으며, 1990년대 이후 MacKay 등에 의해 재조명되었다. 상기 맥케이 등에 의해 재명된 상기 저밀도 패리티 검사 코드는 sum-product algorithm에 기반하고 있다. 또 저밀도 패리티 검사 코드는 belief propagation decoding을 사용함으로써 Shannon 제한 용량(capacity limit)에 근접하는 우수한 성능을 보일 수 부호로 관심을 모기 시작하였다.

이후 Richardson과 Chung 등은 저밀도 패리티 코드를 구성하는 팩터 그래프(factor graph) 상에서 복호(decoding)과정에서 생성, 갱신(update)되는 메시지(message)들의 확률 분배(probability distribution)가 반복(iteration)에 따라 변화하는 것을 추적하는 density evolution 기법을 제안하였다. 상기 density evolution 법을 이용하고, cycle free의 팩터 그래프 상에서 무한대의 반복을 가정하였을 때, 오류 확률(probability of error)이 "0"으로 수렴하게 할 수 있는 채널 파라미터(channel parameter : threshold)를 발명하였다. 즉, 팩터 그래프 상에서 가변 노드(variable node)들과 검사 노드(check node)들의 채널 파라미터를 최대화 할 수 있는 포도(degree distribution)를 제안하였다. 그리고, 이러한 경우가 사이클(cycle)이 제하는 유한한 길이의 LDPC 코드에 대해서도 적용 가능함을 이론적으로 보였다.

또한 density evolution 기법을 이용하여 비정규(irregular) LDPC 코드의 이론인 채널 용량(channel capacity)이 Shannon limit에 불과 0.0045 dB까지 근접할 수 있음을 보였다. 특히, Flarion사는 LDPC 코드의 디자인(design) 및 하드웨어(H/W)

•

원 등을 주도하면서 비교적 짧은 길이의 LDPC 코드에 대해서도 터보 코드보다 우수한 프레임 오류율 (frame error rate)을 갖고, 병렬 복호기 (parallel decoder)의 구현 가능한 multi-edge type vector LDPC 코드도 제안한 바 있다.

이러한 LDPC 코드는 차세대 이동 통신 시스템에서 터보 코드 (turbo code)에 대항할 수 있는 강력한 대안으로 거론되고 있다. 즉, 이는 LDPC 코드가 갖고 있는 복호 구현상의 병렬 구조 (parallel structure)와 낮은 복잡도 (low complexity), 그리고 성능상의 낮은 오류 마무 (low error floor), 양호한 프레임 오류율 (good frame error rate) 등의 요인 때문이다. 따라서 앞으로도 많은 연구가 진행되면 보다 우수한 특성들을 갖는 LDPC 코드들이 등장할 것으로 생각된다.

그러나, 현재 LDPC 코드도 구현하는데 문제점은 터보 코드 (turbo code)에 비해 호화 (encoding) 과정이 다소 복잡하고, 짧은 프레임 크기 (frame size)에서 터보 코드보다 우수한 성능을 낼 수 있는 최적화된 코드의 구조가 필요하다는 점이다. 이걸 해결하기 위해 많은 연구가 활발히 진행되어 왔으나, 아직까지 최적화된 LDPC 코드의 호화를 수행할 수 있는 방안이 제시되고 있지는 않다.

발명이 이루고자 하는 기술적 과제】

따라서 본 발명의 목적은 부호화 과정이 단순한 저밀도 패리티 검사 코드의 부호화 방법을 제공함에 있다.

본 발명의 다른 목적은 짧은 프레임 크기에서 보다 향상된 저밀도 패리티 검사 코드의 부호화 방법을 제공함에 있다.

•

상기한 목적들을 달성하기 위한 본 발명의 방법은, 정보 부분 매트릭스와 패리티 부분 매트릭스로 구성되는 저밀도 패리티 검사 코드인 생성 방법으로서, 상기 정보 부분 매트릭스인 배열 코드 구조로 변경하고, 각각의 서브 매트릭스 열에 차수 시스(degree sequence)인 해당하는 과정과, 상기 패리티 부분 매트릭스인 일반화된 이중 사선 매트릭스에 있어서, 사선간의 오프셋값이 임의의 값을 갖도록 확장하는 과정, 상기 일반화된 이중 사선 매트릭스를 리프팅 하는 과정과, 상기 리프팅된 일반화 이중 사선 매트릭스의 서브 매트릭스마다 순환 행 이동(cyclic column shift)을 한 오프셋 값(offset value)을 결정하는 과정과, 상기 패리티 부분 매트릭스의 열에 대응되는 패리티 심볼을 결정하는 부호화 과정을 포함한다.

보다 바람직한 본 발명은 상기 차수 시퀀스(degree sequence)를 $\{15, 15, 15, 5, 5, 5, 4, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3\}$ 와 같이 구성한 수 있고,

상기 사선간의 오프셋 값은, 일반화된 이중 사선 매트릭스의 열의 수와 서로소로 성하는 것이 바람직하다.

또한 바람직하게는 상기 패리티 부분 매트릭스인 일반화된 이중 사선 매트릭스에서 사선상의 서브 매트릭스의 상기 순환 행 이동을 위한 오프셋 값들의 합과 오프셋 사선의 서브 매트릭스의 순환 행 이동을 위한 오프셋 값들의 합의 차가 0이 아니어야 다.

그리고, 상기 부호화 과정은,

상기 패리티 부분 매트릭스의 사선상의 서브 매트릭스 열 인덱스 0인 서브 매트릭스내의 첫 번째 행의 패리티 심볼을 결정하는 제1과정과, 상기 설정된 패리티 심볼

서브 매트릭스 열 인덱스와 같은 서브 매트릭스 열 인덱스란 가지는 읍셋 사선 상

서브 매트릭스에서 상기 결정된 패리티 심판과 서브 매트릭스 내의 열 인덱스가

은 패리티 심판의 서브 매트릭스 내의 행 인덱스란 설정하는 제2과정과, 상기 읍셋

선 상의 서브 매트릭스의 서브 매트릭스 행 인덱스와 같은 서브 매트릭스 행 인덱

스란 가지는 사선 상의 서브 매트릭스에서 상기 설정된 서브 매트릭스 내의 행 인덱

가 같은 패리티 심판을 결정하는 제3과정과, 상기 제2과정부터 제3과정까지의 연산

상기 패리티 매트릭스의 생성이 완료된 때까지 반복 수행하는 반복 과정을 포함하

것이 바람직하다.

그리고, 상기 제1과정의 상기 패리티 심판은, 상기 패리티 심판이 결정된 서브

트릭스 내의 행 인덱스와 같은 행에 존재하는 정보 부분 매트릭스의 정보 심판들의

으로 결정할 수 있다.

발명의 구성 및 작용]

이하 본 발명의 바람직한 실시 예란 첨부한 도면을 참조하여 상세히 설명한다.

선 각 도면의 구성 요소들에 참조 부호란 부가함에 있어서, 동일한 구성 요소들에

해서는 비록 다른 도면상에 표시되더라도 가능한 한 동일한 부호란 가지도록 하고

음에 유의해야 한다.

그리고 본 발명을 설명함에 있어, 관련된 공지 기능 혹은 구성에 대한 구체적인

명이 본 발명의 요지를 불필요하게 흐릴 수 있다고 판단되는 경우 그 상세한 설명

생략한다.

이하에서 설명되는 본 발명에서는 간단한 부호화와 우수한 성능을 보일 수 있는 새로운 LDPC 코드들을 제안한다. 이를 위해 새로운 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix)를 정의한다. 즉, 새로운 패리티 검사 매트릭스들을 이용한 새로운 LDPC 코드들을 제안한다. 또한 본 발명에 따른 새로운 LDPC 코드가 선형 연산에 의해 간단히 부호화가 가능함을 보이고, 이를 위한 부호화 방법을 제시한다. 그리고 마지막으로 발명에서 제안하는 LDPC 코드가 belief propagation decoding에 의해 CDMA2000 EV-DV 표준 (standard)에서 사용되고 있는 터보 부호 (turbo code)보다 우수한 복호 성능을 가짐을 보인다.

이하에서 설명되는 본 발명에서는 논의의 편의를 위해 부호화율 (code rate)이 2인 LDPC 코드에 대한 성능 및 구현을 설명한다. 그러나, 부호화율은 본 발명의 지 내에서 리프팅이 가능함을 미리 밝혀둔다.

1. 패리티 검사 매트릭스 디자인 (Parity check matrix design)

본 절에서는 어레이 코드 (array code)와 비정규 반복 축적 코드 (irregular repeat accumulate code)를 정의하는 패리티 검사 매트릭스 구조를 접촉, 응용하여 성한 새로운 패리티 검사 매트릭스들을 정의한다. 그리고, 이러한 방식으로 생성된 초 매트릭스 (basic matrix)의 성질을 유지하면서 보다 큰 크기를 갖는 매트릭스들을 성하는 방법에 대해서도 살펴보기로 한다.

A. 배열 코드 구조 (Array code structure)

.

일반적으로 (p, r) 어레이 코드에 대한 패리티 검사 매트릭스는 도 1과 같이 정의된다. 도 1은 일반적인 (p, r) 어레이 코드에 대한 패리티 검사 매트릭스를 도시한 예이다. 그러면 도 1을 참조하여 일반적인 (p, r) 어레이 코드에 대한 패리티 검사 매트릭스에 대하여 설명하기로 한다.

상기 도 1에서 p 는 prime number이다. 그리고, p 의 크기만큼 정방행렬인 p 항등 매트릭스(identity matrix)인 I 의 각 행들을 r 만큼 순환 이동(cyclic shift)하여 얻은 $p \times p$ 순환 순열 매트릭스(cyclic permutation matrix)를 σ^j 로 표기하였다. 이러한, σ^j 의 집합으로 이루어진 행(row)과, 열(column)을 각각 서브-매트릭스 행(sub-matrix row)과, 서브-매트릭스 열(sub-matrix column)이라 부르도록 한다. 배열 코드(Array code)를 정의하는 패리티 검사 매트릭스(parity check matrix)의 열과 행은 각각 p 개와 r 개의 1을 균일하게 가진다. 그리고, p 가 적당히 클 경우 매트릭스에서 1이 차지하는 비율은 줄어들어 저밀도 패리티 검사 코드의 구조를 갖게 된다. 또한, 이러한 배열 코드(array code)는 길이가 4인 사이클(cycle) 구조를 갖는다. 즉, 패리티 검사 매트릭스에서 사각형 - 사이클(cycle) 4 - 을 이루는 4개의 분행렬 $\sigma^{ia}, \sigma^{ib}, \sigma^{ja}, \sigma^{jb}$ ($i \neq j$)에 속해 있는 원소들이 사이클 4의 구조를 이룬다면 하기 <수학식 1>과 같은 식이 성립되어야 한다.

수학식 1]
$$ia - ib = ja - jb \iff (i-j) = (a-b) \pmod p$$

즉, 상기 <수학식 1>에서 $a = b$ 이어야 한다. 그러나, 임의의 서로 다른 행(row) 부분에 존재하는 a, b 는 항상 다른 값을 갖기 때문에 상기 <수학식 1>은 성립

수 없다. 따라서, 상술한 바와 같은 패리티 검사 매트릭스값 갖는 배열 코드는 싸
 람 4의 구조를 갖지 않는다.

본 발명에서는 이상에서 상술한 바와 같은 배열 코드의 패리티 검사 매트릭스
 조를 변형하여 새로운 매트릭스 구조를 생성하여 사용한다. 그러면 본 발명에서 사
 할 새로운 매트릭스 구조를 생성하는 과정을 살펴보도록 한다. 또한 이와 같은 변
 을 수행하는 목적은 싸이를 4의 구조를 갖지 않는 배열 코드 구조를 기반으로
 되, 생성하고자 하는 매트릭스의 각 열에 존재하는 1의 분포가 다양하게 존재하는
 정규 구조(irregular structure)를 얻기 위함이다. 또, 이러한 과정에서 각 행
 ow)에 존재하는 1의 분포는 비교적 균일하게 하도록, 즉 최대 2가지 종류만 존재하
 록 한다. 그러면 본 발명에서 사용하는 새로운 매트릭스 구조의 생성 방법을 살펴
 로 한다.

(1) 배열 코드를 구성하는 패리티 검사 매트릭스의 임의의 j 번째 서브 매트릭스
 1(sub-matrix column)은 하기 <수학식 2>와 같은 서브 매트릭스(sub matrix)들로
 두어져 있다.

수학식 2]
$$H_j = \begin{bmatrix} U & \sigma^1 & \sigma^2 & \dots & \sigma^{n-1} \end{bmatrix}$$

(2) 미리 정의된 분포도(degree distribution)에 따라 각 서브 매트릭스 열
 ub-matrix column)에 대한 degree sequence를 하기 <수학식 3>과 같이 정의한다.

수학식 3]
$$D = \{d_0, d_1, \dots, d_{n-1}\}$$

상기 <수학식 3>에서 d_j 는 j 번째 서브 매트릭스 열에 해당되는 column degree이며, s 는 총 서브 매트릭스 열의 수이다. 또한 상기 s 는 임의의 열에 존재하는 1의 개수 d_j 와 같도록 한다.

(3) 상기 (2)에서 정의된 degree sequence D에 따라 임의의 j 번째 서브 매트릭스 열을 하기 <수학식 4>와 같이 변형하여 정의한다.

$$\text{수학식 4]} \quad H_j = [0 \ 0 \ \dots \ \sigma^{t_{j,2}} \ \sigma^{t_{j,3}} \ \dots \ \sigma^{t_{j,s}} \ 0 \ \dots \ 0]^T, \quad t_j = t_{j,s} + d_{j,s} \pmod{s}$$

즉, 상기 <수학식 4>에서 t_j 는 j 번째 서브 매트릭스 열 H_j 에서 0이 아닌 서브 매트릭스가 존재하기 시작하는 서브 매트릭스 열 번호(sub-matrix row number)이다.

(4) 생성하고자 하는 매트릭스 H_d 는 각 서브 매트릭스 열(sub-matrix column)들 열 벡터(column vector)로 갖는 하기 <수학식 5>와 같은 행렬이다.

$$\text{수학식 5]} \quad H_d = [H_1 \ H_2 \ \dots \ H_j \ \dots \ H_s]$$

이상에서 상술한 과정에 따라 매트릭스의 임의의 한 서브 매트릭스 열(sub-matrix column)을 정의하면, 각 서브 매트릭스 열 내에 존재하는 임의의 한 열은 해당 서브 매트릭스 열에 할당된 degree만큼의 1의 개수만이 항상 존재하게 된다. 또한, 위와 같은 서브 매트릭스 열들로 이루어지는 매트릭스는 각 매트릭스들간 서브 매트릭스 중첩(sub-matrix overlap)이 최소화될 것이다. 그러므로 전체 매트릭스의 임의의 한 행에 존재하는 1의 개수도 최소화될 것이다. 즉, 전체 매트릭스에 한 행에서 1의 숫자는 항상 2개 또는 1개만을 가질 것임을 쉽게 알 수 있다. 그리하여, 위와 같이 생성된 행렬 H_d 는 배열 코드(array code)구조에서 일부 서브 매트릭스

제거한 형태이므로, 배열 코드와 마찬가지로 사이클 4의 구조가 항상 존재하지 않을 수 있다.

도 2는 임의의 한 열에 존재하는 1의 최대 개수가 d_p 이고, 그러한 서브 매트릭스의 수가 n_p 이며, 나머지 서브 매트릭스 열들에 존재하는 1의 수는 항상 3인 경우의 매트릭스 H_d 예로서 도시한 도면이다.

본 발명에서는 상기 도 2에 도시한 바와 같은 배열 코드 구조를 기반으로 정의된 패리티 검사 매트릭스 H 의 정보 (information) 부분 매트릭스 H_d (220)은 본 발명에 정의하고자 하는 저밀도 패리티 코드의 패리티 검사 매트릭스의 H 의 서브 매트릭스로 사용할 것이다. 그러면 이하에서 상기 패리티 검사 매트릭스 H 의 패리티 부분을 생성하는 서브 매트릭스의 생성을 위해 비정규 반복 축적 코드 (irregular repeat accumulate code) 구조에 대하여 살펴도록 한다.

B. 일반화된 이중 대각선 매트릭스 (Generalized dual-diagonal matrix)

비정규 반복 축적 코드 (Irregular repeat accumulate (IRA) code)는 간단한 부호 (encoder) 구조를 가지면서 메시지 패싱 복호기 (message passing decoder)에 의해 교적 우수한 성능을 얻을 수 있다고 알려져 있다. 이러한 비정규 반복 축적 코드는 밀도 패리티 검사 코드의 한 형태로 볼 수 있다.

도 3은 비정규 반복 축적 코드의 팩터 그래프 (factor graph) 구조를 도시한 도이다. 그러면 도 3을 참조하여 반복 축적 코드의 팩터 그래프 구조에 대하여 살펴보기로 한다. 상기 도 3의 비정규 반복 축적 코드의 팩터 그래프는 시스템틱 (systematic) 버전 (version)으로서, 코드워드 (codeword)의 패리티 (parity) 심볼에 해

.

하는 패리티 노드 (parity node)들은 하나의 패리티 노드만을 제외하고는 모두 degree 2인 것이다. 즉, 각 패리티 노드들 (301, 302, 303, ..., 304, 305, 306, 307) 연결되는 가지 (edge)들은 2개씩으로 구성된다. 패리티 노드의 이러한 구조는 주어진 정보 심볼 (information symbol)에 의한 패리티 심볼 (parity symbol)의 생성을 선연산만으로 쉽게 이루어지도록 할 수 있는 장점을 갖는다. 또한 상기 도 3에 도시 바에서 알 수 있듯이 비정규 반복 축적 코드의 정보 노드는 다양한 degree 분포를 가질 수 있다. 이러한 정보 노드의 값들은 무작위 순열 (random permutation) (320)을 해 검사 노드와 연결된다.

상기 도 3과 같은 팩터 그래프를 가지는 비정규 반복 축적 코드인 매트릭스 형태로 도시하면 도 4와 같이 도시할 수 있다. 도 4는 비정규 반복 축적 코드를 가지는 저밀도 패리티 코드의 매트릭스인 도시한 도면이다.

상기 도 4의 저밀도 패리티 코드의 매트릭스 중에서 패리티 부분의 사선은 '1'을 뜻하며, 각 사선들간의 offset $r(401)$ 는 일반적인 비정규 반복 축적 코드에서 1의 값을 갖는다. 따라서, 비정규 반복 축적 코드를 정의하는 패리티 검사 매트릭스의 패리티 부분에 해당하는 서브 매트릭스는 이중 사선 매트릭스 (dual-diagonal matrix) 형태를 갖게 된다. 그리고, 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분의 각 열에 존재하는 1개수는 비정규 분포 (irregular distribution)를 가진다. 이들의 분포는 도 4의 무작위 순열부 (random permutation unit)에 의해 정의된다.

본 발명에서는 비정규 반복 축적 코드 구조의 패리티 부분만을 고려한다. 따라서 패리티 부분만을 일반화하고, 새로운 형태의 매트릭스를 제안한다.

상기 도 4에서 일반적인 비정규 반복 축적 코드에서는 각 사선단간의 오프셋인 r 인 값을 갖는 경우를 도시하였다. 본 발명에서는 상기 오프셋 값(offset value) r 단 l 의 값을 갖도록 리프팅하면 패리티 부분의 이중 사선 매트릭스는 도 5와 같이 반복되어 도시할 수 있다. 상기 도 5의 제1사선 (501)은 상기 매트릭스의 최상위 열 최상위 행의 위치부터 최종 열의 최종 행으로 사선을 이룬다. 그리고, 제2사선의 1부분 사선 (502a)은 상기 오프셋 값만큼 열 이동한 위치의 첫 번째 위치에서 '0'의 값을 가지고, 나머지는 동일한 오프셋 값으로 제2사선의 제1부분 사선 (502a)의 마지막 문까지 1을 가지며, 제2사선의 제2부분 사선 (502b)은 그 다음 행의 첫 번째 열부터 l 값을 가지고 사선을 이루어 구성된다.

이와 같은 상기 도 5는 본 발명에 따라 이중 사선 매트릭스의 오프셋 값을 임의의 으로 리프팅한 경우의 패리티 매트릭스를 도시한 도면이다. 상기 도 5에 도시한 바 같이 오프셋 값이 변경되어도 특정한 열에 "1"이 하나만 존재하는 열은 반드시 존재 게 된다. 즉, 주의해야 할 점은 모든 열에 존재하는 "1"의 개수가 2이면, 이중 사 매트릭스의 계수(rank)가 매트릭스의 행보다 작아지게 된다. 따라서 상기 도 5에 시한 바와 같이 두 번째 사선의 첫 번째 행에는 "1"이 존재하지 않도록 즉, "0"이 도록 한다는 점이다. 상기 도 5와 같은 매트릭스의 크기가 r 인 정방 행렬 즉, $r \times r$ 매트릭스인 경우, 이중 사선 매트릭스의 오프셋 값 r 과 상기 매트릭스의 크기 r 이 공 인수간 갖지 않으면 임의의 주어진 정보 심플들의 셋(set)에 대해 r 번의 덧셈 연 만으로 r 개의 모든 패리티 심플을 생성할 수 있다. 이의 증명을 위해 우선 다음과 은 정리를 생각한다.

•

정리 1(Theorem 1) : 임의의 아벨리안 그룹 (Abelian group) $AG_r = \{0, 1, 2, \dots, r-1\}$ 의 임의의 한 원소 (element) 가운데, r 과 서로 소이며 0이 아닌 임의의 원소 r 항상 자기 자신에 대한 r 번 또는 그 이하의 덧셈으로 AG_r 의 모든 원소를 생성한다
이걸 증명하기 위해 만일 r 과 서로 소이며 0이 아닌 임의의 원소 r 가 r 번 또는 그 이하의 덧셈에 의해 AG_r 의 모든 원소를 생성할 수 없다면, r 보다 작은 어떠한 k 에 대하여 <수학식 6>의 조건을 만족시키는 k 가 존재하게 된다.

수학식 6]
$$kr \equiv 0 \pmod r$$

그러나, 상기 <수학식 6>은 r 와 r 이 서로 소라는 가정에 위배된다. 즉, 상기 <수학식 6>을 만족시키는 k 의 최소 값은 항상 r 이어야 한다. 따라서, 원소 r 는 r 번의 덧셈 연산에 의해 AG_r 의 모든 원소를 생성할 수 있게 된다.

또한 상기 도 5에 도시한 이중 사선 매트릭스 (dual diagonal matrix)이 임의의 리터 검사 매트릭스의 패리티 부분에 해당하는 행렬이다. 따라서, 상기 도 5의 행에서 임의의 i 번째 열은 패리티 검사 매트릭스의 나머지 정보 (information) 부분에 해당하는 행렬의 i 번째 열로부터 항상 하기 <수학식 7>과 같은 정보를 얻을 수 있다

수학식 7]
$$r_i = \sum_{j=1}^n d_j$$

상기 <수학식 7>에서 d_i 는 i 번째 정보 (information) 심볼이며, a_i 는 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분에 해당하는 행렬의 i 번째 열에 존재하는 1의 수이다. 그리
고, 덧셈은 GF(2) 상에서의 덧셈 연산을 뜻한다. 상기 GF(2)란 Galois Field over 2

뜻으로, modulo 2상에서 정의되는 유한체 집합 (Finite Field)을 뜻한다. 상기 유체 집합 (Finite Field)이란 원소의 개수가 유한하고, 덧셈과 곱셈 (over modulo 2) 대해 닫혀 있으며, 덧셈에 대한 항등원 및 역원이 각각 존재하고, 곱셈에 대한 항등원과 0이 아닌 원소에 대한 역원이 존재하며, 덧셈 및 곱셈에 대하여 교환, 결합 분배 법칙이 성립하는 집합을 뜻한다. 따라서, GF(2)란 이러한 성질을 만족하는, 1의 집합을 뜻한다. 그러므로, 상기 도 5에 도시한 행렬에서 첫 번째 열에 해당하는 패리티 검사 방정식 (parity check equation)에 의해 얻을 수 있는 첫 번째 패리티 심판은 하기 <수학식 8>과 같다.

$$\text{수학식 8]} \quad R = Y$$

그리고, 상기 도 5의 행렬 구조에서 사선 (diagonal line)과 오프셋 사선 (offset agonal line)에 존재하는 임의의 1에 대한 열 인덱스 (column index)와 행 인덱스 (row index)는 각각 하기 <수학식 9>와 같은 관계를 갖는다.

$$\text{수학식 9]} \quad Y_i = X_i, \quad R_j = X_j - I$$

상기 <수학식 9>에 도시된 2개의 식을 이용하면, p_{r-i} 를 구할 시, p_0 를 이용하여 하기 <수학식 10>과 같이 계산됨을 알 수 있다.

$$\text{수학식 10]} \quad R_{r,i} = R_i + Y_{r,i}$$

또한 상기 도 5에 도시한 바와 같이 패리티 검사 행렬이 이중 사선 매트릭스 구조를 가지므로, 이를 이용하면, 상기 <수학식 10>은 하기 <수학식 11>과 같이 변경이 가능하다.

-

수학식 11]
$$p_{r-f} = p_{r-(f-1)} + v_{r-f}, \quad f=1, \dots, r-1$$

이와 같이 상기 <수학식 11>에 의해 임의의 패리티 심판 p_{r-f} 얻을 수 있고, 기 '(정리 1)'에 의해 r 과 f 가 서로 소이면, f 가 증가함에 따라 $(r-f) \pmod r$ 의 은 1부터 $r-1$ 까지의 모든 값을 반드시, 오직 한 번만 갖게 된다. 이에 따라 r 과 f 서로 소이면 위의 과정을 통해 모든 패리티 심판의 값을 구할 수 있게 된다. 그러로, 이상에서 상술한 방법을 통해 상기 도 5와 같은 패리티 부분을 가지는 패리티 사 매트릭스는 항상 선형 연산에 의해 간단한 부호화가 가능하게 된다. 도 6은 상 도 5와 같은 부호화 과정에서 $p_0, p_{r-f}, p_{r-2f}, \dots$ 의 값들을 순차적으로 구하는 정을 도시한 도면이다.

상기 도 6을 참조하여 간략히 살펴보면, 참조부호 601과 같이 제0열 제0행의 값로부터 제0열의 제 $r-f$ 행의 위치 값이 연결되어 있다. 그리고, 상기 제0열의 제 $r-f$ 의 위치 값은 참조부호 602와 같이 제 $r-f$ 열의 제 $r-f$ 행의 위치 값과 연결되어 있음 알 수 있다. 이와 같이 상기 제1사선(610)과 제2사선의 제1부분 사선(620a)과 제2선의 제2부분 사선(620b)의 영역에만 1이 위치한다. 그리고, 상기 사선들 중에서 번째 열에는 1의 값이 하나만 존재하기 때문에 상기한 바와 같이 계속적으로 1의 을 찾아 2차 함수를 풀어보면, 결과적으로 모든 값들을 찾을 수 있게 된다.

지금까지 설명한 일반화된 이중 사선 매트릭스 구조는 본 발명에서 정의하고자 는 저밀도 패리티 검사 코드의 패리티 검사 매트릭스(parity check matrix) H의 패 티 부분의 서브 매트릭스(sub-matrix) H_p 로 사용될 것이다. 이제 본 발명에서 정의

•

고자 하는 저밀도 패리티 검사 코드의 패리티 검사 매트릭스 \mathbf{H} 를 생성하는 방법에 관
*살펴보도록 한다.

C. 패리티 검사 매트릭스 구조 (Parity check matrix construction)

그러면 이하에서는 A절에서 살핀 배열 코드 구조와, B절에서 살핀 일반화된 이
사선 매트릭스 구조 \mathbf{H}_d 를 이용하여 본 발명에 따른 새로운 패리티 검사 매트릭스
erity check matrix) \mathbf{H} 를 생성하는 방법과, 그 구조에 대하여 설명하도록 한다. 이
에서 설명되는 패리티 검사 매트릭스는 A절에서 살핀, 배열 코드 (array code) 구조
기반으로 정의된 매트릭스 \mathbf{H}_d 를 패리티 검사 매트릭스 \mathbf{H} 의 정보 (information) 부
으로 정의한다. 그리고, B절에서 살핀 일반화된 이중 사선 매트릭스 \mathbf{H}_p 를 상기 정
부분 매트릭스 \mathbf{H} 의 패리티 부분으로 정의한다. 따라서 본 발명에서 설계하고자 하
저밀도 패리티 검사 코드 \mathbf{C} 를 정의하는 패리티 검사 매트릭스 \mathbf{H} 는 하기 <수학식 12>
같은 구조를 가진다.

$$\mathbf{H} = [\mathbf{H}_d \mid \mathbf{H}_p]$$

where \mathbf{H}_d : parity check sub-matrix for information part
 \mathbf{H}_p : parity check sub-matrix for parity part

수학식 12]

상기 <수학식 12>에서 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분 행렬 \mathbf{H}_d 의 각 서브 매
트릭스 열 (column) $\mathbf{h}_{d,i}$ 은 미리 정의된 분포도 (degree distribution)에 따른 degree
quence \mathbf{D} 에 의해 정의되고, 각 서브 매트릭스 열 (sub-matrix column)을 이루는 단
서브 매트릭스 $\mathbf{h}_{d,i,j}$ 는 크기가 $\rho \times \rho$ 인 $\rho \times \rho$ 의 항등 매트릭스 (identity matrix)를 서브
트릭스 열 인덱스

-

각 서브 매트릭스 행 인덱스 j 의 곱인 i_j 만큼 연을 이동시킨 (column shift) 주기적
행 매트릭스(cyclic permutation matrix)이다. 이때 p 는 항상 소수 (prime number)
다. 그리고, H_p 는 H_d 의 구조와 일치시키기 위해 매트릭스 내에 존재하는 1과 0을
각 $p \times p$ 매트릭스와 0 행렬로 'lifting'시킨다.

그러면 이하에서 상기한 바와 같이 본 발명에 따른 저밀도 패리티 검사 코드
성하기 위한 과정들을 차례로 살펴보기로 한다.

(가) 분포도와 패리티 검사 서브 매트릭스 H_d 구조 (Degree distribution and H_d structure)

리처드슨(Richardson) 등은 저밀도 패리티 코드란 정의하는 팩터 그래프 (factor graph) 상에서 메시지 패싱 디코딩 (message passing decoding)이 이루어질 때, message-product algorithm에 의한 가변 노드와 검사 노드의 메시지 갱신 (variable & check node message update) 과정과 이들의 반복 처리 (iterative processing) 과정에 의한 메시지들의 변화와 그들의 확률적 분포 (probabilistic distribution)의 변화가 추적할 수 있음을 보였다. 그리고, 이러한 density evolution 방법을 통해 주어 분포도 (degree distribution)를 갖는 팩터 그래프 (factor graph)로 정의되는 저밀도 패리티 코드의 평균 에러 확률 (probability of error)이 0으로 수렴하는지의 여부 결정할 수 있는 채널 파라미터 임계 값 (channel parameter threshold)이 존재함을 보였다. 또한, 상기 채널 파라미터 임계 값보다 작은 채널 파라미터 (channel parameter)에 대해서는 복호 과정에서 무한대의 반복 (iteration)을 가정하였을 때 비에러 확률 (probability of bit error)이 항상 0으로 수렴할 수 있음을 보였다. 따라서, 이러한 density evolution technique은 특정한 채널 환경에 대한 임계

threshold) 값을 개선시킬 수 있는 저밀도 패리티 코드의 분포도 (degree distribution)를 최적화 (optimize)할 수 있는 디자인 방법 (design tool)으로 사용된다. 따라서, 저밀도 패리티 코드에 대한 최적화된 분포도 (degree distribution) 그때의 임계 (threshold)값을 구하기 위해 많은 연구들이 수행되어 왔다.

본 발명에서는 이미 정의된 최적화된 가변 노드 분포도 (variable node degree distribution)를 본 발명에서 정의하고자 하는 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix) H의 가변 노드 분포도 (variable node degree distribution)로 근사화 시켜용하도록 한다. 이 때, degree 2인 가변 노드는 모두 H의 패리티 (parity) 부분, 즉의 각 열 (column)로 한당하고, 그 이상의 degree를 갖는 가변 노드는 H의 정보 (information) 부분, 즉 H_d의 각 열 (column)로 한당하도록 한다. 그리고, A 절에서핀 '배열 코드 구조'와 B 절에서 살핀 '일반화된 이중 대각선 매트릭스'의 서브 매트릭스 구조 (sub-matrix construction)로부터 패리티 검사 매트릭스 H의 check node degree는 주어진 모든 1의 개수에 있어서 항상 최소화된 두 가지 또는 한 가지의 종만을 갖게 된다.

이제 본 발명에서 정의하고자 하는 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분 H_d를 정하기 위한 degree sequence를 정하도록 한다. 저밀도 패리티 검사 코드를 정의하는 4터 그래프 (factor graph) 상의 maximum variable node degree를 d_v라 하면, 가변 노드 상에 존재하는 각 에지 (edge)의 분포는 하기 <수학식 13>과 같은 다항식으로 도할 수 있다.

수학식 13]
$$\lambda(x) = \sum_{i=1}^{d_v} \lambda_i x^{i-1}$$

•

상기 <수학식 13>에서 λ_i 는 degree가 i 인 가변 노드에 존재하는 에지 (edge)의
수를 나타낸다. 그리고, 주어진 $\lambda(x)$ 에 대해 팩터 그래프 상에서 degree가 j 인 가
변 노드의 비율 c_j 은 하기 <수학식 14>와 같이 표현될 수 있다.

수학식 14]

$$c_j = \frac{\lambda_j / j}{\sum_i \lambda_i / i}$$

상기와 같이 주어지는 <수학식 14>에서 구현을 고려하여 maximum variable node
degree의 값이 15인 경우에 대하여 패리티 검사 매트릭스의 구성을 살펴보도록 한다.
먼저 패리티 코드는 정의하는 팩터 그래프 상의 maximum variable node degree의
값이 15인 경우에 2진 입력 백색 가우시안 잡음을 가지는 채널 (binary input
additive white Gaussian noise (BI-AWGN) channel) 환경에서의 부호율 (code rate)
1/2에 대한 최적의 분포도 (degree distribution)는 density evolution에 의해 하기 <
수학식 15>와 같음이 알려져 있다.

수학식 15]

$$\begin{matrix} \lambda_0 \approx 0.23802, & \lambda_1 \approx 0.20997, & \lambda_2 \approx 0.03492, & \lambda_3 \approx 0.12015, \\ \lambda_4 \approx 0.01587, & \lambda_5 \approx 0.00480, & \lambda_6 \approx 0.37627 \end{matrix}$$

이때, 각 가변 노드 (variable node)들의 에러 확률 (probability of error)을 0
으로 수렴하도록 하는 백색 가우시안 잡음 채널에서 최대 채널 파라미터 잡음 변화
channel parameter noise variance in AWGN channel) σ^2 는 0.9622이며, 이를 E_b/N_0
으로 환산하면 0.3348 dB가 된다. 즉, 위와 같은 degree distribution을 갖는 팩터
그래프에 의해 정의되는 저밀도 패리티 코드는 무한 블록 크기 (infinite block
size), 무한 반복 (infinite iteration)을 가정한 belief propagation decoding에 의

•

Shannon의 제한 용량 (capacity limit)에 0.3348 dB만큼의 근접한 성능을 보이게
다. 이상의 설명에서와 같은 degree distribution을 갖는 펠터 그래프 상에서 각
degree를 갖는 가변 노드의 비율은 하기 <수학식 16>과 같다.

수학식 16]
$$\begin{aligned} c_2 &= 0.47709, & c_3 &= 0.28058, & c_4 &= 0.034997, & c_5 &= 0.096332 \\ c_6 &= 0.0090386, & c_7 &= 0.001374, & c_8 &= 0.100560 \end{aligned}$$

본 발명에서 정의하고자 하는 패리티 검사 매트릭스에서 degree 2인 가변 노드
항상 패리티 부분 H_p 에 할당되어야 하고, 정보 부분 H_d 에는 항상 degree 2 이외의
1변 노드만이 할당되어야 한다. 그리고, 정보 부분 H_d 의 각 서브 매트릭스 열
sub-matrix column) 내의 모든 열들은 동일한 열 가중치 (column weight)를 갖도록
어 있다. 그러므로, 패리티 검사 매트릭스 H 의 펠터 그래프 상에서 각 degree를 갖
가변 노드의 비율은 하기 <수학식 17>과 같이 근사화 된다.

수학식 17]
$$\begin{aligned} c_2 &= 1/2 = 0.5, & c_3 &= 8/30 = 0.26667, & c_4 &= 1/30 = 0.03333, & c_5 &= 3/30 = 0.1, \\ c_6 &= c_7 = 0, & c_8 &= 3/30 = 0.1 \end{aligned}$$

상기 <수학식 17>과 같은 가변 노드 비율을 이용하여 다시 degree distribution
함식 $\lambda(x)$ 를 구하고, 이에 따른 degree distribution에 의해 정의되는 저밀도 패
티 코드의 AWGN에서 임계 값 (threshold) σ^* 를 구하면 하기 <수학식 18>과 같다.

수학식 18]
$$\sigma^* = 0.9332 \quad (E_b/N_0)^* = 0.5819 \text{ dB}$$

상기 <수학식 18>에 도식한 바와 같은 값은 부호화율 1/2인 저밀도 패리티 코
에 해당하는 값이다. 상기한 값을 도출할 때, 해석 기술 (analysis technique)로는
우시안 근사 값 (Gaussian approximation)에 의한 density evolution 방법을 사용하

•

고, 예측된 비트 오류 확률 (estimated probability of bit error)이 10^{-6} 보다 작으
"error free"인 경우로 간주하여 계산된 값이다. 이를 이용하여 정보 부분 H_d 의 각
브 매트릭스 열에 할당되는 degree sequence는 하기 <수학식 18>와 같이 정의된 수
다.

수학식 18]
$$D = [15, 15, 15, 5, 5, 5, 4, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3]$$

본 방법에서는 패열 코드 구조를 설명한 A 절의 설명에서와 같이 패리티 검사
트릭스 H의 정보 부분 H_d 는 상기 <수학식 18>에서와 같이 정의된 degree sequence
따른 패열 코드 구조를 기반으로 하여 정의될 수 있다.

도 7은 maximum variable node degree가 15인 경우, 전술한 A 절의 설명에서와
은 방식으로 생성한 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분 H_d 의 일례를 도시한 도면이
. 상기 도 7에 도시한 바와 같은 매트릭스 구조에서 각 열 및 각 행은 서브 매트릭
열 및 행을 의미한다. 또한 각 열 및 각 행에 대하여 도시한 숫자들은 각 서브
트릭스 열 및 행의 서브 매트릭스들의 순환 이동 (cyclic shift)을 나타낸다. 그리
. 상기 각 숫자들은 $p \times p$ 서브 매트릭스로 구성되며, 상기 서브 매트릭스에서 p는
인 경우이다. 따라서 상기한 바와 같이 생성된 정보 부분 H_d 의 매트릭스는 $(d_v \cdot$
 $\times (d_v \cdot p)$ 매트릭스가 된다.

(나) 매트릭스 리프팅과 패리티 매트릭스 구조 (Lifting and H_p construction)
일반적으로 매트릭스의 리프팅 (lifing)은 임의의 위치에 0과 1을 가지는 매트
스에서 대하여 서브 매트릭스 교체 (sub-matrix replacement)에 의해 기본 매트릭스
크기만큼 리프팅 하는 방법을 말한다. 그러면 이단 도 8을 참조하여 설명하기로 한

•

. 도 8은 임의의 4×4 매트릭스의 각 원소를 3×3 항등 매트릭스(identity matrix)를 3×3 0 매트릭스(matrix)로 대체하는 방식에 의해 기본 4×4 매트릭스인 12×12 매트릭스로 매트릭스 리프팅(lifting)시킨 행렬을 도시한 도면이다.

상기 도 8에 도시한 바와 같이 매트릭스의 리프팅은 0의 원소에 대하여는 리프팅하고자 하는 크기의 배수만큼 0의 원소만을 가진 정방행렬로 구성한다. 즉, 첫 번째 행에 대하여만 살펴보기로 한다. 첫 번째 행에 위치한 각 열들의 원소들은 {0, 0, 0}이 되며, 그에 대하여는 각각 801, 802, 803, 804의 참조부호를 부여하였다. 상각 원소들 중 0의 값을 가지는 3개의 원소들(801, 802, 804)은 각각 3×3 매트릭스 리프팅시켜 참조부호 801a, 802a, 804a로 리프팅 시켰다. 그리고, 1의 원소인 가 는 첫 번째 행의 원소(803)는 3×3 의 크기를 가지는 항등 행렬로 리프팅 하였다. 이 다른 열의 원소에 대하여도 동일하게 적용하여 구성한 것이다.

위에서 설명한 바와 같이 매트릭스 리프팅(lifting)이란, 일반적으로 0과 1로 이루어진 기본 매트릭스(base matrix)의 각 원소들의 위치에 $k \times k$ 서브 매트릭스들 삽입하여 매트릭스의 크기를 확장하는 방법을 말한다. 이때, 삽입되는 $k \times k$ 매트릭스는 반격으로 항등 매트릭스(identity matrix)의 각 열을 순환 이동(cyclic shift)한 환 순열 매트릭스(cyclic permutation matrix)를 사용한다.

본 발명에서 정의하고자 하는 패리티 검사 매트릭스 H의 패리티 부분 H_p 는 B 절서 설명한 바와 같이 일반화된 이중 사선 매트릭스(generalized dual-diagonal trix)이다. 또한 상기 C 절의 (가)에서 설명한 바와 같이 생성한

.

가 $\mu \times \mu$ 서브 매트릭스들로 이루어져 있음을 고려하여, H_p 또한 $r \times r$ 의 일반화된 이중 사선 매트릭스 (generalized dual-diagonal matrix)를 $\mu \times \mu$ 서브 매트릭스들 이용하여 리프팅 (lifting)하여 구성하도록 한다.

도 9는 $\mu \times \mu$ 순환 치환 서브 매트릭스에 의한 매트릭스 리프팅 (lifting)을 통해 성한 패리티 매트릭스 H_p 을 도시한 도면이다. 그러면 도 9를 참조하여 패리티 매트릭스 리프팅에 대하여 설명하도록 한다. 상기 순환 치환 서브 매트릭스에 의한 리프팅된 매트릭스는 저밀도 패리티 코드의 선형 시간 부호화 (linear time encoding) 및 행들간의 선형 독립 (linear independency)을 위해 σ' 의 첫 번째 행에 존재하는 1을 제거한다. 도 9와 같이 구성된 패리티 부분 H_p 는 $(rp) \times (rp)$ 매트릭스가 되며, 각 서브 매트릭스 σ'_j 에서 j 는 각 서브 매트릭스마다 한당된 순환 열 이동 (cyclic lumn shift)을 위한 오프셋 값 (offset value)이다. 그러면 이제 선형 연산에 의한 부호화가 가능하도록 하는 방법에 대해 살펴보도록 한다.

전술한 B 절 (일반화된 이중 사선 매트릭스)에서 살펴 본 바와 같이 도 9와 같이 리프팅된 패리티 부분 H_p 에 적용하면, r 과 r 가 서로 소일 때 r 번의 연산에 의해 패리티 부분 H_p 의 각 서브 매트릭스 열 (sub-matrix column)은 반드시, 오직 한 번씩 선택될을 알 수 있다. 그리고, 이 한 번의 선택 과정에서는 서브 매트릭스 열 내 임의의 한 열에 해당하는 패리티 심볼을 구하는 연산을 수행할 수 있다. 따라서, σ' 의 한 $\mu \times \mu$ 서브 매트릭스 σ'_j 의 모든 열에 해당하는 패리티 심볼들을 구하기 위해서는 rp 만큼의 연산 동안 p 개의 열에 해당하는 패리티 심볼에 대한 연산이 되며, 오직 한 번씩만 이루어져야 한다. 이제 이러한 조건이 만족되기 위한 서브 매트릭스의 오프셋 값 (offset value)에 대한 조건을 살펴보도록 한다.

•

상기 도 9와 같은 패리티 부분 H_p 의 매트릭스 구조에서 서선(diagonal line)에 서브 매트릭스 행 인덱스(sub-matrix row index) i 인 서브 매트릭스 내의 행 인덱스(row index) $\nu^{(i)}$ 와 열 인덱스(column index) $x^{(i)}$ 의 관계는 하기 <수학식 20>과 같이 정의된다.

수학식 20]
$$y^{(i)} = x^{(i)} - j_{i,1} \pmod{p}$$

또한 오프셋 사선(offset diagonal line)의 서브 매트릭스 행 인덱스(sub-matrix w index) i 인 서브 매트릭스 내의 행 인덱스(row index) $\nu^{(i)}$ 와 열 인덱스(column dex) $x^{(i)}$ 의 관계는 하기 <수학식 21>과 같이 정의된다.

수학식 21]
$$y^{(i)} = x^{(i)} - j_{i,1} \pmod{p}$$

그러면, 상기한 <수학식 20>과 <수학식 21>로부터 서브 매트릭스 행 인덱스 0 서브 매트릭스(sub-matrix) $\alpha^{j_0}, \alpha^{j_0}$ 의 첫 번째 행으로부터 하기 <수학식 22>와 같은 패리티 심플 P_{j_0} 의 값을 얻을 수 있다.

수학식 22]
$$P_{j_0} = v_0$$

이때, 상기 <수학식 22>에서 v_0 는 패리티 검사 매트릭스의 정보 부분 H_d 의 첫째 행으로부터 얻게 되는 partial check-sum value이다. 그리고, 열 인덱스가 j_0 일 때, 이와 동일한 열을 공유하는 오프셋 사선의 서브 매트릭스 내의 행 인덱스는 하기 <수학식 23>과 같이 도출할 수 있다.

수학식 23]
$$y_{h-r,n}^{(i)} = x_{h-r,n}^{(i)} - j_{h-r,n,1} = h - j_{h-r,n,1}$$

•

그리고, 이와 동일한 행 인덱스간 공유하는 사선의 서브 매트릭스 내의 열 인덱스는 하기 <수학식 24>와 같이 도식할 수 있다.

수학식 24]
$$x_{i,j}^{(n)} = y_{i,n}^{(n)} + f_{i,j,n} = f_{i,n} + f_{i,n,n} + f_{i,n,n}$$

상기 <수학식 23>과 <수학식 24>의 r 과 j 가 서로 소이면 이와 같은 과정의 r 반복 동안 페리티 부분 H_p 내의 모든 서브 매트릭스들을 반드시, 오직 한 번만 선택할 수 있다. 그러므로, 상기와 같은 과정을 r 번 반복하여 다시 얻게 되는 서브 매트릭스 내의 행 인덱스는 하기 <수학식 25>와 같이 도식할 수 있다.

수학식 25]
$$x_{i,j}^{(n)} + \sum_{k=0}^{r-1} (-1)^k f_{i,j,n} \pmod{p}$$

상기 <수학식 25>에서 다른 모든 서브 매트릭스의 열 인덱스로 리프팅하면, 임의의 r 번의 연산을 통해 사선에 존재하는 서브 매트릭스 α'' 에 대해 업데이트 되는 인덱스의 변화량 x 는 항상 하기 <수학식 26>과 같음을 알 수 있다.

수학식 26]
$$x = \sum_{k=0}^{r-1} (-1)^k f_{i,j,n}$$

정리 2(Theorem 2) : 임의의 소수 (prime number) p 에 의해 정의되는 유한 필드 (finite field) $F_p = \{0, 1, 2, \dots, p-1\}$ 의 0이 아닌 임의의 모든 원소는 항상 자기 자신에 대한 p 번 또는 그 이하의 덧셈에 의해 F_p 의 모든 원소를 반드시, 오직 한 번 선택할 수 있다. 이를 증명하기 위해 상기 유한 필드 F_p 의 0이 아닌 임의의 원소 a 에 대해 하기 <수학식 27>을 만족시키는 p 보다 작은 k 가 존재한다면 p 가 소수 (prime number)라는 가정에 위배된다. 그러므로, 하기 <수학식 27>을 만족하는 k 의 최소 값은 항상 p 이다.

•

수학식 27]
$$ka = \frac{a+a+\cdots+a}{1} = 0 \pmod{p}$$

따라서, 유한 필드 F_p 의 0이 아닌 임의의 원소 a 는 p 번 또는 그 이하의 덧셈 연산에 의해 F_p 의 모든 원소를 생성할 수 있게 된다. 정리 2로부터 r 번의 선형 연산에 의해 업데이트 되는 임의의 서브 매트릭스 σ' 의 열 인덱스 변화량이 0이 아니면, 그러한 r 번의 선형 연산을 모두 p 번 반복하면 각 서브 매트릭스들의 p 개의 열 인덱스 대한 패리티 심판을 생성할 수 있다. 따라서 rp 개의 모든 패리티 심판을 생성할 수 있게 된다. 즉, 하기 <수학식 28>과 같은 조건을 만족하게 된다.

수학식 28]
$$x = \sum_{j=1}^{rp} (-1)^{f_j} = 0$$

상기 <수학식 28>과 같은 r 번의 연산을 p 번 반복하여 서브 매트릭스 내의 모든에 해당하는 패리티 심판을 생성할 수 있게 된다. 아울러, 사선상에 존재하는 나머지 $(r-1)$ 개의 각 서브 매트릭스 내의 임의의 한 열에 해당하는 패리티 심판은 위 r 번 연산 동안 하나씩 생성될 수 있게 된다. 따라서, 다음과 같은 rp 번의 선형 연산에 의해 rp 개의 서로 다른 열 인덱스를 갖는 패리티 심판을 반드시, 오직 한 번 생성할 수 있게 됨을 알 수 있다.

이상에서 설명한 방법에 의거하여 패리티 부분 H_p 의 매트릭스를 생성하는 과정도 10을 참조하여 설명하도록 한다. 도 10은 본 발명의 바람직한 실시 예에 따라 리티 부분의 매트릭스를 생성하기 위한 흐름도이다.

패리티 부분의 매트릭스를 생성하기 위해 1000단계에서 패리티 심판 계산 인덱스 (parity symbol calculation index) m 을 0으로 한다. 그런 후 1002단계로 진행하여

•

서브 매트릭스 열 인덱스가 0인 서브 매트릭스 상의 첫 번째 열에 대하여 정보 부분 H_0 의 매트릭스 구성에 따라 정보 심판의 합 (information symbol sum) v_0 를 구하고, 당 서브 매트릭스 상의 첫 번째 행에 대한 패리티 심판 P_0 을 v_0 로 한다. 그리고, 104단계로 진행하여 패리티 부분 H_p 의 사선상에서 서브 매트릭스 열 인덱스 0인 서브 매트릭스 상에 존재하는 패리티 심판에 대한 열 인덱스 $x_{i(r-1)}^{(1)}$ 를 j_0 로 초기화 한다.

이와 같이 행의 첫 번째 행에 대하여 정보 부분 H_0 의 매트릭스 구성에 따라 정보 심판의 합 v_0 을 계산하여 첫 번째 행에 대한 패리티 심판 P_0 을 결정하고, 열 인덱스 j_0 를 초기화 한 후에 1006단계로 진행한다. 1006단계로 진행하면, 임의의 열 인덱스 $x_{i(r-1)}^{(1)}$ 에 대하여, 이와 동일한 열을 공유하는 오프셋 사선 (offset diagonal line)에 존재하는 서브 매트릭스 내의 행 인덱스 $y_{i(r-1)}^{(2)}$ 을 하기 <수학식 29>와 같이 구한다.

수학식 29]
$$y_{i(r-1)}^{(2)} = x_{i(r-1)}^{(1)} + f_{i(r-1)}$$

그런 후, 오프셋 사선상의 행 인덱스 $y_{i(r-1)}^{(2)}$ 와 동일한 행 인덱스를 갖는 사선상에 존재하는 서브 매트릭스 내의 열 인덱스 $x_{i(r-1)}^{(1)}$ 를 하기 <수학식 30>과 같은 식으로 산한다.

수학식 30]
$$x_{i(r-1)}^{(1)} = y_{i(r-1)}^{(2)} + f_{i(r-1)}$$

그리고, 1010단계로 진행하여 서브 매트릭스 행 인덱스 $i^*(r-1)$ 인 서브 매트릭스 내의 행 인덱스 $y_{i^*(r-1)}^{(2)}$ 인 행에 존재하는 정보 심판의 합 (sum) $v_{i^*(r-1)}$ 를 구한다.

그리고, 행 인덱스 $x_{i^*(r-1)}^{(1)}$ 에 해당하는 패리티 심판 $P_{i^*(r-1)}$ 을 하기 <수학식 31>과 같은 식을 이용하여 계산한다.

•

수학식 31]
$$P_{\omega,n} = P_n + v_{\omega,n}$$

•

그런 후 1014단계로 진행하여 상기 m 을 1만큼 증가시킨다. 그리고, 1016단계로
행하여 서브 매트릭스 행 인덱스 i 를 하기 <수학식 32>와 같이 갱신 (update)한다.

수학식 32]
$$t = i + (r - 2)$$

그리고, 1018단계로 진행하여, 상기 m 이 rp 인가를 검사한다. 상기 1018단계의
사는 부호화가 완료되었는가를 검사하는 것이다. 상기 1018단계의 검사결과 m 이 rp
경우 부호화가 완료되었으므로 상기 루틴을 중지한다. 그러나, 1018단계의 검사결
 m 이 rp 가 아닌 경우 1006단계로 진행하여 그 이하 과정을 반복함으로써 부호화한
속 수행한다.

이상의 과정에서 주의할 사항은 모든 인덱스 연산 - 서브 매트릭스 행 인덱스
ub-matrix row index), 행 인덱스 (row index) - 은 모듈러 (modulo) p 연산을 의미
며, 인덱스 연산 과정의 첨자에 대한 연산 또한 모듈러 p 연산이라는 점이다. 그리
고, 패리티 심플 또는 정보 심플을 구하는 과정의 덧셈은 모듈러 2 연산이다. 이와
는 조건을 만족하도록 하면서 생성한 H_p 의 한 예가 도시하면, 도 11과 같이 도시할
있다. 상기 도 11에 도시한 각 숫자들의 값들은 서브 매트릭스들의 오프셋 값
ffset value)을 뜻한다.

(다) 저밀도 패리티 코드의 전체적 구조 (Overall construction of LDPC)

본 발명에서 정의하고자 하는 저밀도 패리티 코드에 대한 패리티 검사 매트릭스
는 시스템틱 부호화 (systematic encoding)를 위해 매트릭스를 정보 부분 H_d 와, 패
티 부분 H_p 으로 나누고 이들을 결합 (concatenation)시켜 정의한다. 정보 부분 H_d 와

•

패리티 부분 H_p 의 생성은 각각 (가) 결과 (나) 전에서 선택한 방식에 의해 이루어지
는 생성된 정보 부분 H_d 와 패리티 부분 H_p 는 각각 $(d_v \times p) \times (d_v \times p)$, $(r \times p) \times (r \times p)$ 매트릭
가 된다. 이 때, d_v 는 비정규 저밀도 패리티 코드 상에서 존재하는 maximum
variable node degree이며, p 는 서브 매트릭스의 차원(dimension), r 은 패리티 부분
간 리프팅(lifting)시키기 전의 기본 매트릭스의 차원(dimension)이다. 따라서, 결
(concatenation)을 위해서는 $r = d_v \times p$ 이어야 한다.

각각의 매트릭스 정보 부분 H_d , 패리티 부분 H_p 내부에는 길이가 4인 싸이클
cycle이 존재하지 않음을 쉽게 알 수 있다. 또한, 패리티 부분 H_p 의 사선 옵셋 (각
2에 가까운 값으로 정하면, 열 가중치(column weight)가 $r/2$ 보다 작은 정보 부분
의 서브 매트릭스 열과 패리티 부분 H_p 의 임의의 열 사이에도 길이가 4인 싸이클이
재하지 않음을 쉽게 알 수 있다. 다만, 정보 부분 H_d 에서 maximum variable node
degree가 가중치로 갖는 열들의 경우에는 패리티 부분 H_p 의 열들과 길이가 4인 싸이
이 존재할 가능성이 있다. 이는 패리티 부분 H_p 의 서브 매트릭스 옵셋(sub-matrix
offset) 값을 적절히 선택하면 쉽게 제거하여 전체 패리티 검사 매트릭스 H 에 길이가
인 싸이클이 존재하지 않도록 할 수 있다.

2. 저밀도 패리티 코드의 성능 (Performance of LDPC code)

지금까지 선형 연산에 의해 시스템메틱 부호화(systematic encoding)가 쉽게 이
어 질 수 있는 부호율(rate) 1/2 비정규 저밀도 패리티 코드를 정의하기 위한 패리
검사 매트릭스의 구조에 관하여 살펴보았다. 1장에서 정의한 패리티 검사 매트릭

•

는 주어진 정보 심판에 따라 코드워드(codeword)의 패리티 심판을 생성하기 위해 트릭스간 정보 부분과 패리티 부분으로 나누어 생각하였다. 그리고, 정보 부분의 련은 배열 코드(array code) 구조간 기반으로 한 매트릭스 구조에 각 열의 가중치 가변 노드의 optimum irregular degree distribution에 근사한 degree를 갖도록 성하였으며, 패리티 부분의 행렬은 일반화된 이중 사선 매트릭스(generalized al-diagonal matrix) 구조간 임의의 오프셋(random offset)을 갖는 서브 매트릭스간 용하여 리프팅시켜 구성하였다. 이때, degree가 2인 가변 노드는 항상 패리티 부분 열로 할당되도록 하였다.

이제 이와 같이 정의한 패리티 검사 매트릭스에 의해 구성되는 저밀도 패리티 사 코드의 성능을 살펴보도록 한다. 이를 위해 저밀도 패리티 검사 코드의 성능을 가하기 위한 복호화 알고리즘(decoding algorithm) 및 실험 환경을 먼저 설명하도록 한다.

A. 반복적 신뢰 증식 복호 (Iterative belief propagation decoding)

$M \times N$ 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix)에 의해 정의되는 저밀도 패리티 검사 코드는 M 개의 검사 노드와 N 개의 가변 노드에 의해 구성되는 벡터 그래프 (vector graph)에 의해 표현될 수 있다. 그리고, degree가 d_c 인 검사 노드와, degree가 d_v 인 가변 노드에서의 메시지 갱신 (message update) 과정을 로그 도메인 (log-domain)에서 요약하면 검사 노드의 메시지 갱신은 하기 <수학식 33>과 같이 도 할 수 있으며, 가변 노드의 메시지 갱신은 하기 <수학식 34>와 같이 도시킬 수 있 . 로그 우도율 (LLR : Log Likelihood Ratio)의 갱신을 하기

수학식 35>와 같이 도식할 수 있다.

$$r_{mn}^{(j)} = \ln \left(\frac{1 + \prod_{i=1}^{d_m-1} \tanh(q_i^{(j)} / 2)}{1 - \prod_{i=1}^{d_m-1} \tanh(q_i^{(j)} / 2)} \right)$$

where $r_{mn}^{(j)}$ is a message from a check node m to a variable node n at the j th iteration and $q_i^{(j)}$ is a rearranged message incident to a check node m with $q_i^{(j)} = q_{i'}^{(j)}$ at the j th iteration.

수학식 33]

상기 <수학식 33>의 $r_{mn}^{(j)}$ 은 준 반복 복호 과정에서 j 번째 반복 복호 과정에서
게 되는 값으로 검사 노드 m 에서 변수 노드 n 으로 전달하는 메시지이다. 그리고,
'는 j 번째 반복 복호 과정에서 변수 노드 l 로부터 검사 노드 m 으로 전달되는 메시
이다. 이때, i 는 검사 노드 m 에 연결된 변수 노드들을 0부터 d_m-1 까지 재 정렬한
이다. 따라서 i 가 0인 경우에는 변수 노드 n 을 의미한다.

$$q_m^{(j+1)} = q_m^{(j)} + \sum_{n=1}^{d_m-1} r_n^{(j)}$$

where $q_m^{(j)}$ is a message from variable node n to check node m at the j th iteration and $q_m^{(0)}$ is an initial message from channel reliability; $r_i^{(j)}$ is a rearranged message incident to variable node n with $r_i^{(j)} = r_{i'}^{(j)}$ at the j th iteration.

수학식 34]

상기 <수학식 34>에서 $q_{mn}^{(j+1)}$ 은 j 번째 반복 복호 과정에서 얻게 되는 값으로
수 노드 n 에서 검사 노드 m 으로 전달하는 메시지이다. 이때 $r_i^{(j)}$ 은 j 번째 반복 과
에서 검사 노드 i 로부터 변수 노드 n 으로 전달되는 메시지이며, i 는 변수 노드 n 에
1결된 검사 노드들을 0부터 d_n-1 까지 재 정렬한 값이다. 따라서 i 가 0인 경우에는
사 노드 m 을 의미한다.

•

수학식 35]
$$l_n^{(j+1)} = l_n^{(j)} + \sum_{m=1}^{K-1} l_n^{(j)}$$

where $l_n^{(j)}$ is an LLR output of coded symbol n at the jth iteration and $l_n^{(0)}$ is an initial LLR output from channel reliability.

상기 <수학식 35>에서 $l_n^{(j+1)}$ 은 j번째 반복 복호 과정에서 변수 노드 n에 정의
는 LLR 값이다.

그러면 상기 <수학식 33> 내지 상기 <수학식 35>의 과정을 이용하여 반복적 신
증식 복호 과정 (iterative belief propagation decoding)을 설명하기로 한다. 도
는 상기 <수학식 33> 내지 <수학식 35>를 이용한 반복적 신뢰 증식 복호 과정의 흐름
도이다.

도 12는 수신기의 입장에서 수신된 메시지만 복호하는 과정이다. 따라서 수신된
메시지에 대한 변수 노드 n의 초기 메시지는 수신 부호어의 n번째 심볼의 채널 신뢰
(channel reliability)로 정의하며, 이를 수학식으로 도시하면 하기 <수학식 36>과
같이 도시할 수 있다.

수학식 36]
$$q_{mn}^{(0)} = l_n^{(0)}$$

상기 <수학식 36>에서 $q_{mn}^{(0)}$ 은 최초 정의되는 변수 노드 메시지의 초기 값이고,
n은 최초 정의되는 변수 노드에 대한 초기 LLR 값이다. 이와 같이 메시지 갱신 시
1200단계에서 상기 <수학식 36>과 같이 수신된 부호어의 n번째 심볼의 채널 신뢰
로 정의한다. 또한 반복 횟수 카운터를 리셋한다. 그런 후 1202단계로 진행하여 검
노드의 메시지를 갱신한다. 이러한 갱신은 상술한 <수학식 33>과 같은 방법으로
신을 수행할 수 있다. 그리고, 1204단계로 진행하여 가변 노드와 로그 우도율을 갱

한다. 상기 가변 노드의 메시지 갱신은 상기 <수학식 34>와 같은 방법으로 갱신을
행하며, 로그 우도값의 갱신은 <수학식 35>와 같은 방법을 통해 갱신한다.

상기 과정을 통해 검사 노드, 가변 노드 및 로그 우도값이 모두 갱신된 이후에
06단계로 진행하여 상기 갱신된 로그 우도값의 값을 경판정 (Hard decision)한다.
리고 1208단계로 진행하여 경판정된 값을 바탕으로 수신된 메시지에 대하여 패리티
사단 수행한다. 상기 패리티 검사 결과가 0의 값을 가지는 경우 복호가 성공적으로
행된 것이므로, 1216단계로 복호단 중단한다. 그러나, 패리티 검사 결과 0의 값을
가지 않는 경우 1210단계로 진행하여 미리 결정된 횟수만큼 반복이 이루어졌는가를
사한다. 상기 1210단계의 검사결과 미리 결정된 횟수만큼 반복이 이루어진 경우 더
상 복호단 수행하여도 성공할 확률이 적은 경우이므로, 1214단계로 진행하여 복호
패 처리단 수행한다. 그러나 1210단계의 검사결과 미리 결정된 횟수만큼 반복이 이
어지지 않은 경우 1212단계로 진행하여 상기 반복 카운터를 1 증가시키고, 1202단
로 진행한다.

B. 시뮬레이션 환경 (Simulation environment)

본 발명에서 정의한 패리티 검사 매트릭스에 의해 구성되는 저밀도 패리티 검사
코드의 성능을 평가하기 위한 실험 환경은 하기 <표 1>과 같은 환경에서 수행하였다

.

표 1]

Code rate = 1/2, maximum variable node degree = 15
Offset (f) in H _p = 7
Frame size = 435 (p=29), 795 (p=53), 1545 (p=103), 3855 (p=257)
Binary antipodal signaling over AWGN channel
Iterative belief propagation decoding
Floating point simulation
Maximum number of iterations = 160
Stop by parity check at each iteration
Frame error rate (FER) & information bit error rate (BER) evaluation

또한 본 발명에서는 논의의 편의상 위해 저밀도 패리티 코드의 부호율을 1/2로
정하였다. 하지만, 보다 다양한 부호율을 지원하기 위한 저밀도 패리티 코드의 패
티 검사 매트릭스 디자인 (parity check matrix design)은 본 발명에 정의된 방식을
부호율에 맞추어 리프팅 하는 방식으로 논의될 수 있을 것이다. 그리고, 본 발명에
정의한 패리티 검사 매트릭스에 의한 저밀도 패리티 코드의 벡터 그래프상에서
maximum variable node degree는 15로 정하였는데, 이는 우수한 성능을 얻을 수 있는
구조에 구현상에서 하드웨어의 크기 (H/W size)가 커지지 않도록 하기 위함이다. 패
티 부분 H_p 매트릭스에서 오프셋 (offset) f는 7로 정하였다. 이와 같은 오프셋을 정한
유는, 본 발명의 C절의 (다)에서 설명한 바와 같이 길이가 4인 사이클을 패리티 검
사 매트릭스 내에서 쉽게 없애기 위함이다. 본 발명에서 실험한 저밀도 패리티 검사
코드의 프레임 크기 (frame size)는 cdma2000 1xEV-DV 표준 (standard)에 명시된 부호
패킷 (encoder packet : EP) 크기와 유사하게 설정하여 cdma2000 1xEV-DV 표준에서
현재 사용되고 있는 터보 복호기의 성능과 비교하도록 하였다. 이때, 성능 비교한
터보 코드의 복호 과정에서는 로그-맵 알고리즘 (Log-MAP algorithm)을 사용하였
고, 최대 반복 복호 회수는 8회로 제한하였다.

한편, 저밀도 패리티 검사 코드의 반복적 신뢰 증식 복호(Iterative belief propagation decoder)의 최대 반복 횟수는 160회로 정하였는데, 이는 일반적으로 density evolution 기법 상에서 비정규 저밀도 패리티 검사 코드의 수렴 속도가 비교 낮은 사실을 감안한 것이다. 그리고, 복호기(decoder)에 관한 실험은 extrinsic 로그 우도를 정보(LLR information)란 실제 값(real value)으로 표현하는 부동 소점 시뮬레이션(floating point simulation)을 수행하였다. 검사 노드의 갱신 과정에서 $\varphi(x) = -\log(\tanh(|x|/2))$ 함수의 오버 플로우(overflow)를 방지하기 위해 $|x| < 10^{-8}$ 인 x 대해 $\varphi(x)$ 의 값을 20으로 제한하였다. 저밀도 패리티 검사 코드의 복호기 상에서 매 반복(iteration)마다 패리티 검사란 수행하여 stopping criterion으로 삼고 패리티 검사에서 오류가 검출되지 않았으나, 실제로 오류가 발생한 경우에는 비검출 오(undetected error)가 발생한 프레임(frame)으로 분류하였다. 마지막으로 본 발명에서 설계한 저밀도 패리티 검사 코드의 성능을 평가하는 measure로는 프레임 오류율(frame error rate)과 비트 오류율(bit error rate)을 사용하였다. 이때 프레임/비트 오류(frame/bit error)란 정보 심볼에 오류가 발생한 경우만을 고려하였다. 제 위에서 제시한 실험 환경에서 실험한 저밀도 패리티 검사 코드의 성능을 보이도 한다.

C. 시뮬레이션 결과들(Simulation results)

도 13a는 $n = 870$, $p = 29$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스란 예로서 도시한 도이며, 도 13b는 $n = 870$, $p = 29$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스란 예로서 도시

도면이고, 도 13c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 시뮬레이션 결과 그래프이다.

상기 도 13a와 도 13b에 도시한 정보 부분의 매트릭스와 패리티 부분의 매트릭스는 이상에서 설명한 본 발명에 따라 구성한 것으로 실제로는 두 매트릭스가 결합된 부호화할 수 있게 된다. 그러면 상기 도 13c에 도시한 바와 같은 성능을 나타낸 우의 조건단에 대하여 살펴본다. 두 부호화 방법의 성능의 비교를 위해 cdma2000 EV-DV 표준의 부호화 패킷(EF) 크기가 408이고, 부호화율(code rate)이 1/2인 경우 성능을 함께 나타내었다. 도 13c에서 보는 바와 같이 블록 크기(block size)가 작을 경우 cdma2000 1xEV-DV 표준에서 사용되는 터보 부호(turbo code)의 성능이 본 발명에서 제안한 저밀도 패리티 검사 코드의 성능보다 프레임 에러율(FER) 및 비트 에러율(BER) 모두 약간 우수함을 알 수 있다. 이는 본 발명에서 제안한 저밀도 패리티 검사 코드인 정의하는 패리티 검사 매트릭스 구조가 블록 크기가 작은 코드워드(codeword)의 복호 성능 면에서는 최적화된 구조가 아님을 나타내고 있는 것이다. 즉 저밀도 패리티 검사 코드의 부호화 블록 크기가 작은 경우, 기존에 알려진 터보 부호의 성능과 비교하여 저밀도 패리티 검사 코드가 우수한 성능을 나타내기 위해서는 패리티 검사 매트릭스에 대한 최적화 작업이 보다 더 수행되어야 함을 나타낸다고 할 수 있다. 그러나, 블록 크기가 큰 코드워드의 복호 성능면에서는 터보 부호보다 성능상 효과가 있음을 확인할 수 있다.

하기 <표 2>는 n=870인 경우, 각 Eb/No에 따른 평균 반복 복호 회수를 나타낸다. 주어진 저밀도 패리티 검사 코드에 대해 최대 160회의 반복 복호를 수행하지

.

. 실제 착호 결과는 20회 이내에서 높은 SNR을 고려하면 10회 이내의 반복 착호만
로 충분한 성능을 얻을 수 있음을 나타낸다.

표 2]

ES/No (db)	Average number of iterations
-6	15.085
-8	11.353
-0	9.317
-2	8.01
-4	7.087

도 14a는 n = 1590, p = 53인 경우 정보 부분 Hd의 매트릭스값 예로서 도시한
면이며, 도 14b는 n = 1590, p = 53인 경우 패리티 부분 Hp의 매트릭스값 예로서
시한 도면이고, 도 14c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한
플래이션 결과 그래프이다.

상기 도 14a와 도 14b에 도시한 정보 부분의 매트릭스와 패리티 부분의 매트릭
는 이상에서 설명한 본 발명에 따라 구성한 것으로 실제로는 두 매트릭스가 결합되
부호화를 수행하게 된다.

그러면 상기 도 14c에 도시한 바와 같은 성능을 나타낸 경우의 조건들에 대하여
해본다. 두 부호화 방법의 성능의 비교를 위해 cdma2000 1xEV-DV 표준의 부호화
킷의 크기가 792이고, 부호율이 1/2인 경우의 성능을 함께 나타내었다. 상기 도
c를 살펴보면, 저밀도 패리티 검사 코드의 블록 크기가 증가함에 따라 프레임 오류
은 기존에 사용되는 터보 코드의 그것과 거의 비슷한 성능을 보인다. 하지만, 비트
2류율은 터보 코드에 비해 여전히 좋지 않은 성능을 보이고 있다. 이는 터보 코드
오류가 발생한 프레임에 존재하는 비트 오류의 비율이 저밀도 패리티 검사 코드에

1에 낮기 때문이다. 즉, 터보 코드는 동일한 E_b/N_0 에서 BER/FER의 비율이 저밀도
 쿼터 코드보다 낮은 값을 갖게 되며, 이와 같이 BER/FER의 비율이 낮은 경우에는
 유가 발생한 프레임에 존재하는 평균 비트 오류의 개수가 저밀도 패리티 검사 코드
 비해 적음을 뜻한다. 하지만, 복합 자동 재전송 (Hybrid ARQ)을 적용하는 실제 무
 용신 시스템에서는 비트 오류율보다 프레임 오류율의 성능이 우수한 것이 보다 유
 하기 때문에 도 14c에 따라 $n = 1590$ 인 경우에 본 발명의 저밀도 패리티 검사 코드
 cdma2000 1xEV-DV 표준의 터보 부호에 필적하는 성능을 갖는다고 한 수 있다.

하기 <표 3>은 $n = 1590$ 인 경우, 각 E_b/N_0 에 따른 평균 반복 복호 회수값 나타
 것이다. 간독 크기가 증가함에 따라 평균 반복 복호 회수는 상기 <표 2>의 경우에
 1해 다소 증가했음을 알 수 있다. 하지만, 충분히 높은 SNR에서는 20회 안팎의 반
 복호만으로도 충분한 성능을 얻을 수 있음을 알 수 있다.

표 3]

E_b/N_0 (dB)	Average number of iterations
-1	40.306
-3	21.504
-5	14.858
-7	12.018
-8	11.020

도 15a는 $n = 3090$, $p = 103$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스값 예로서 도시한
 면이며, 도 15b는 $n = 3090$, $p = 103$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스값 예로서
 시한 도면이고, 도 15c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한
 플레이션 결과 그래프이다.

상기 도 15a와 도 15b에 도시한 정보 부분의 매트릭스와 패리티 부분의 매트릭스는 이상에서 설명한 본 발명에 따라 구성한 것으로 실제로는 두 매트릭스가 결합된 부호화단 수행하게 된다.

그러면 상기 도 15c에 도시한 바와 같은 성능을 나타낸 경우의 조건들에 대하여 살펴본다. 두 부호화의 성능의 비교단 위해 cdma2000 1xEV-DV 표준의 부호화 패킷기가 1560이고, 부호화 음이 1/2인 경우의 성능을 함께 나타내었다. 상기 도 15c는 원도 패리티 검사 코드의 간독 크기가 증가함에 따라 프레임 에러율이 비슷한 프레임 크기의 터보 부호에 비해 더 나은 성능을 보이고 있음을 나타내고 있다. 비트 에율은 도 14c와 마찬가지로 터보 부호에 비해 여전히 좋지 않은 성능을 보이고 있으며, 그 차이는 많이 줄어들어 터보 부호의 성능에 매우 근접하고 있음을 보이고 다.

하기 <표 4>는 n = 3090인 경우, 각 Eb/No에 따른 평균 반복 복호 회수단 나타 것이다. 간독의 크기가 증가함에 따라 평균 반복 복호 회수는 상기 <표 2>의 경우 비해 다소 증가했음을 알 수 있다. 하지만, 충분히 높은 SNR에서는 20회 안팎의 복 복호만으로도 충분한 성능을 얻을 수 있음을 알 수 있다.

표 4]

Eb/No (dB)	Average number of iterations
-1	38.495
-2	22.051
-4	16.190
-5	14.623

도 16a는 $n = 7710$, $p = 257$ 인 경우 정보 부분 H_d 의 매트릭스군 예로서 도시한 것이며, 도 16b는 $n = 7710$, $p = 257$ 인 경우 패리티 부분 H_p 의 매트릭스군 예로서 시한 도면이고, 도 16c는 저밀도 패리티 검사 코드와 터보 부호의 성능을 비교한 플래이션 결과 그래프이며, 도 16d는 저밀도 패리티 검사 코드의 반복 횟수 변화에 큰 시퀀레이션 결과 그래프이다.

상기 도 16a와 도 16b에 도시한 정보 부분의 매트릭스와 패리티 부분의 매트릭스는 이상에서 설명한 본 발명에 따라 구성한 것으로 실제로는 두 매트릭스가 결합된 부호화군 수행하게 된다.

그러면 상기 도 16c에 도시한 바와 같은 성능을 나타낸 경우의 조건들에 대하여 살펴본다. 성능의 비교를 위해 cdma2000 1xEV-DV 표준의 부호화 패킷의 크기가 3864고, 부호율이 1/2인 경우의 성능을 함께 나타내었다. 도 16c는 저밀도 패리티 검사 코드의 간혹 크기가 매우 큰 경우에는 비슷한 프레임 크기의 터보 코드에 비해 매우 수한 성능을 보이고 있음을 나타내고 있다. 특히, cdma2000 1xEV-DV 표준에서 사용하고 있는 프레임 길이가 3864인 터보 부호는 높은 (high) 신호대 잡음비 (SNR)에서 프레임 에러율 (frame error rate)과 비트 에러율 (bit error rate) 모두 에러 마무 (error floor)가 발생하고 있음을 알 수 있다. 그러나, 본 발명에서 정의한 저밀도 패리티 검사 코드의 경우에는 이러한 오류 마무가 발생하지 않음을 확인할 수 있었다 이러한 성능은 H-ARQ를 사용하는 통신 시스템에서 매우 유리한 점이다. 이에 따라 발명에서 정의한 저밀도 패리티 검사 코드가 기존의 표준에서 사용되고 있는 터보 코드에 비해 성능면에서 매우 우수함을 나타낸다고 할 수 있을 것이다. 하기 <표 5> $n = 7710$ 인 경우, 각 E_b/N_0 에 따른 평균 반복 복호 회수군 나타낸 것이다.

표 5]

Es/No (dB)	Average number of iterations
-9	41.036
0	31.034
1	25.507
2	22.170

상기 <표 5>에서 저밀도 패리티 검사 코드의 간혹 크기가 증가함에 따라 평균
복 복호 회수는 상기 <표 4>의 경우에 비해 증가했음을 알 수 있다. 즉, cdma2000
EV-DV 표준과 유사한 최대 프레임 크기인 지원하는 저밀도 패리티 검사 코드의 경
에는 높은 신호대 잡음비에서도 20회 이상의 반복 복호가(iterative decoding)이
요하게 되며, 따라서 최소의 지연만을 가지면서도 최적의 성능을 발휘하기 위해서
반복 횟수(iteration number)에 따른 저밀도 패리티 검사 복호기(LDPC decoder)의
능을 관찰할 필요가 있다.

도 16c는 상기 도 16a 및 도 16b와 같은 구성을 가지는 저밀도 패리티 검사 코
에서 최대 반복 횟수(iteration number)인 40, 80, 120, 160회로 제한하였을 때 얻
수 있는 각각의 FER/BER 성능을 나타낸 도면이다. 지금까지의 경우와는 달리 최대
복 복호 회수인 각각 40, 80, 120회로 제한하였을 경우에는 약간의 성능 저하가
타났다. 그러나, 최대 반복 복호 회수인 40회로 제한한 경우를 제외하고는 발생한
능 열화는 그리 크지 않은 것으로 생각되어 최대 반복 복호 회수인 80회 정도로 제
하더라도 성능면에서 크게 문제되지는 않을 것이다. 특히, 블록 크기가 이보다 작
 경우에는 최대 반복 복호인 80회로 제한함에 따른 성능 열화는 더욱 감소하여 매
미미해질 것이다. 따라서, 본 발명에서 제안한 저밀도 패리티 검사 코드는 최대

호 간극 크기를 7710회 정도로 가정하였을 때, 최대 반복 복호 회수간 80회 정도로
하면, 복호시 충분한 성능을 얻을 수 있다.

3. 결론(Conclusions)

본 발명에서는 부호율 (code rate) = 1/2인 경우에 한해, 효율적인 부호화가 가능하고, 우수한 복호 성능을 얻을 수 있는 저밀도 패리티 검사 코드간 정의하였다. 그리고, 이간 위해 저밀도 패리티 검사 코드간 정의하는 패리티 검사 매트릭스간 두 부분으로 구분(partition)하여, 패리티 검사 매트릭스에서 코드워드의 정보에 해당하는 부분은 행 가중치 (column weight)가 2보다 큰 배열 코드 (array code) 구조간 이용하여 정의하였다. 그리고, 패리티 검사 매트릭스에서 코드워드의 패리티에 해당하는 부분은 행 가중치가 모두 2인 일반화된 이중 사선 매트릭스 (generalized dual diagonal matrix) 형태로 정의하였다. 이러한 방식으로 정의된 패리티 검사 매트릭스 maximum variable node degree가 $d_v=15$ 인 비정규 저밀도 패리티 검사 코드간 생성며, 유사 가우시안 (Gaussian approximation)에 의한 density evolution technique 의해 백색 가우시안 잡음 채널 (AWGN channel)에서 error free한 위한 임계치 threshold가 0.9352임을 확인할 수 있었다. 이는 부호율 1/2인 부호에 대해 셰논 Shannon의 채널 용량에 비해 0.5819 dB만큼 근접한 형태의 성능이다.

일단, 선형 부호화가 가능하다는 점을 먼저 생각하면, 실제 선형 부호화의 가능부를 고려하지 않고, 보다 임의의 (random) 방식으로 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix)를 설계하면, Shannon의 임계치에 0.5819 dB보다 훨씬 근접하는 우수한 저밀도 패리티 코검사 코드를 생성할 수 있다. 그러나, 이러한 경우는 부호화 과정

•

복잡하게 되어 실제 구현에 문제가 있을 수 있다. 선형 부호화란 가능하게 하는
은 저밀도 패리티 검사 코드를 정의하는 패리티 검사 매트릭스에 하나의 제한 조건
로 작용하기 때문에, 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix)가 임의의 구조
structure)란 가져야 한다. 따라서 좋은 성능을 보이기 위한 가능성은 선형 부호화
고려하지 않고 임의로 정의한 패리티 검사 매트릭스 (parity check matrix)보다 큰
준게 될 것이다. 그러므로 본 발명을 적용하게 되면, 선형 부호화란 고려하여 비교
우수한 성능을 보이게 된다. 즉, 상기한 선형 부호화에 따른 패리티 검사 매트릭
(parity check matrix)의 제약에도 불구하고 비교적 우수한 성능을 보인다.

그리고, 복호시 우수한 성능을 보이기 위해서는 패리티 검사 매트릭스 (parity
eck matrix)의 degree distribution을 정의하는데 있어 부호어의 크기란 증가시키
. 이에 따라 maximum variable node degree를 높이면 Shannon의 한계치에 거의 근
하는 성능을 갖는 저밀도 패리티 검사 코드를 설계할 수 있다. 하지만, 이 경우
ximum variable node degree가 증가할수록 복호시 복호기의 복잡도가 증가하기 때
에, 실제 구현과는 거리가 먼 이야기라고 할 수 있다. 따라서, 복호기 복잡도가 가
하다고 한 것은 구현을 하는데 있어 어느 정도 합당한 (reasonable) maximum
riable node degree를 설정한 것이다.

본 발명에서 정의한 패리티 검사 매트릭스에 의한 저밀도 패리티 검사 코드는
리티 검사 매트릭스에서 코드워드의 패리티 부분이

•

p 항등 매트릭스의 순환 순열(cyclic permutation)에 의해 리프팅된 일반화된 이중 3선 매트릭스 형태를 가진다. 따라서 간단한 선형 연산에 의해 쉽게 부호화가 가능하다. 그리고, iterative belief propagation에 의한 복호 성능을 cdma2000 1xEV-DV 준에서 사용되고 있는 터보 부호의 성능과 비교하였을 때, 유사한 프레임 크기에 대해 보다 우수한 프레임 오류율(frame error rate)을 얻을 수 있음을 실험을 통해 인하였다. 특히, 터보 부호에 비해 우수한 프레임 오류율을 갖는 것은 본 발명의 저밀도 패리티 검사 코드를 hybrid-ARQ technique과 접목하여 사용할 경우, 매우 우한 장점이 된 것이다. 따라서, 본 발명에서 정의한 저밀도 패리티 검사 코드는 간단한 선형 연산에 의해 쉽게 부호화가 가능하다. 또한, 복호기의 구현에 있어서도 각 3선 매트릭스(sub-matrix_의 행(row) 및 열(column) 별로 검사 노드 프로세서(check node processor)와 가변 노드 프로세서(variable node processor)를 병렬로 현하여 매우 빠른 속도의 복호가 가능하다.

본 발명에서 정의한 저밀도 패리티 검사 코드는 패리티 검사 매트릭스를 구성하는 3선 매트릭스들의 배열 구조의 특성상 저밀도 패리티 검사 코드를 정의하는 팩터 2래프에서 길이가 4인 사이클은 존재하지 않음을 쉽게 확인할 수 있다.

【발명의 효과】

이상에서 상술한 바와 같이 본 발명을 적용하는 경우에 터보 부호화기와 유사하나 보다 뛰어난 성능을 제공할 수 있으며, 특히 프레임 오류율을 감소시킬 수 있는

4. 어떤 도 패리티 검사 코드간 생성할 수 있는 이점이 있다. 또한 본 발명의 저민도 패
5. 티 검사 코드는 복호 시에도 복잡성을 줄일 수 있는 이점이 있다.

•

【허청구범위】

구항 1]

정보 부분 매트릭스와 패리티 부분 매트릭스로 구성되는 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법에 있어서,

상기 정보 부분 매트릭스간 배열 코드 구조로 변경하고, 각각의 서브 매트릭스들에 차수 시퀀스 (degree sequence)를 할당하는 과정과,

상기 패리티 부분 매트릭스인 일반화된 이중 사선 매트릭스에 있어서, 사선간의 셋 값이 임의의 값을 갖도록 확장하는 과정과,

상기 일반화된 이중 사선 매트릭스간 리프팅 하는 과정과,

상기 리프팅된 일반화된 이중 사선 매트릭스의 서브 매트릭스마다 순환 행 이동 (cyclic column shift)을 위한 오프셋 값 (offset value)을 결정하는 과정과,

상기 패리티 부분 매트릭스의 열에 대응되는 패리티 심분을 결정하는 부호화 과정을 포함함을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

구항 2]

제1항에 있어서, 상기 차수 시퀀스 (degree sequence)는 하기 <수학식 37>과 같 구성됨을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

수학식 37]
$$D = \{15, 15, 15, 5, 5, 5, 4, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3, 3\}$$

•

§구항 3]

- 제1항에 있어서, 상기 사선간의 읍셋 값은,
일반화된 이중 사선 매트릭스의 열의 수와 서로소임을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

§구항 4]

- 제1항에 있어서,
상기 서브 매트릭스의 행의 수는 소수임을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

§구항 5]

- 제1항에 있어서,
상기 패리티 부분 매트릭스인 일반화된 이중 사선 매트릭스에서 사선상의 서브 트릭스의 상기 순환 행 이동을 위한 읍셋 값들의 합과 읍셋 사선상의 서브 매트릭스의 순환 행 이동을 위한 읍셋 값들의 합의 차는 0이 아님을 특징으로 하는 상기 저도 패리티 검사 코드 생성 방법.

§구항 6]

- 제1항에 있어서, 상기 부호화 과정은,

•

상기 패리티 부분 매트릭스의 사선상의 서브 매트릭스 열 인덱스 0인 서브 매트릭스내의 첫 번째 행의 패리티 심판을 결정하는 제1과정과.

상기 설정된 패리티 심판의 서브 매트릭스 열 인덱스와 같은 서브 매트릭스 열 인덱스간 가지는 읍셋 사선 상의 서브 매트릭스에서 상기 결정된 패리티 심판과 서브 매트릭스 내의 열 인덱스가 같은 패리티 심판의 서브 매트릭스 내의 행 인덱스간 설정하는 제2과정과.

상기 읍셋 사선 상의 서브 매트릭스의 서브 매트릭스 행 인덱스와 같은 서브 매트릭스 행 인덱스간 가지는 사선 상의 서브 매트릭스에서 상기 설정된 서브 매트릭스 내의 행 인덱스가 같은 패리티 심판을 결정하는 제3과정과.

상기 제2과정부터 제3과정까지의 연산을 상기 패리티 매트릭스의 생성이 완료될 때까지 반복 수행하는 과정을 포함함을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

9구항 7]

제6항에 있어서,

상기 제1과정의 상기 패리티 심판은 상기 패리티 심판이 결정된 서브 매트릭스의 행 인덱스와 같은 행에 존재하는 정보 부분 매트릭스의 정보 심판들의 합으로 결정을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

•

요구항 8]

- 제6항에 있어서,
상기 제2과정의 상기 서브 매트릭스 내의 행 인덱스인 설정은 하기 <수학식 38>
같이 설정함을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

수학식 38]
$$y_{i_2(i_1-i)}^{(i)} = x_i^{(i)} - j_{2(i_1-i)+1}$$

상기 <수학식 38>에서 $y_{i_2(i_1-i)}^{(i)}$ 은 옵셋 사선상의 서브 매트릭스 열 인덱스 i인 서브 매트릭스 내의 행 인덱스이고, $x_i^{(i)}$ 은 사선상에 존재하는 열 인덱스 i인 서브 매트릭스 내의 열 인덱스이며, $j_{2(i_1-i)+1}$ 은 상기 옵셋 사선상의 서브 매트릭스 열 인덱스 i인 서브 매트릭스의 순환 행 이동(cyclic column shift)을 위한 옵셋 값(offset value)이다.

요구항 9]

- 제6항에 있어서,
상기 제3과정에서 패리티 심플 결정은 하기 <수학식 39>와 같이 결정함을 특징으로 하는 상기 저밀도 패리티 검사 코드 생성 방법.

수학식 39]
$$P_{i_2(i_1-i)} = p_{i_1} + v_{i_2(i_1-i)}$$

상기 <수학식 39>에서 $P_{i_2(i_1-i)}$ 은 열 인덱스 $x_{i_2(i_1-i)}^{(i)}$ 에 해당하는 패리티 심플이며, $p_{i_1}^{(i)}$ 은 열 인덱스 $x_i^{(i)}$ 에 해당하는 패리티 심플이고, $v_{i_2(i_1-i)}$ 은 서브 매트릭스의

인덱스 $i^*(r-1)$ 인 서브 매트릭스 내의 행 인덱스 $j_{i^*(r-1)}$ 인 행에 존재하는 정보 $\mathbf{x}_{i^*(r-1), j_{i^*(r-1)}}$ 의 합이다.

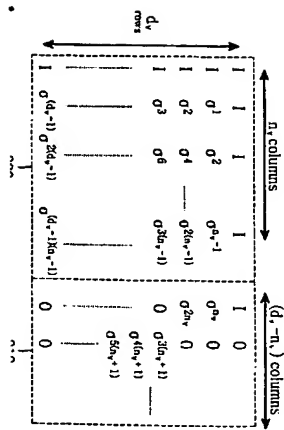
【5分】

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ 1 & q^1 & q^2 & \cdots & q^{p-1} \\ 1 & q^2 & q^4 & \cdots & q^{2(p-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 1 & q^{r-1} & 0^{2(r-1)} & \cdots & 0^{(r-1)(p-1)} \end{bmatrix}$$

•

2]

•



3]

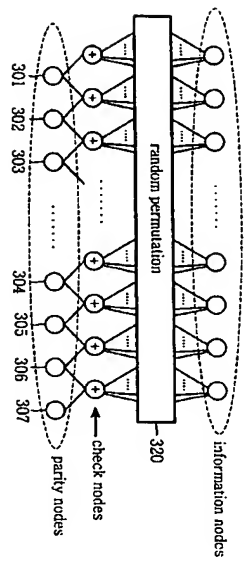


Fig. 4)

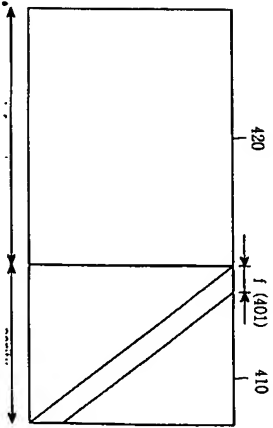
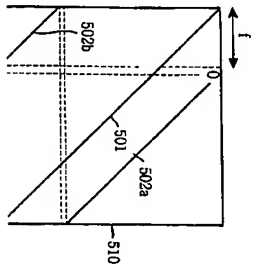
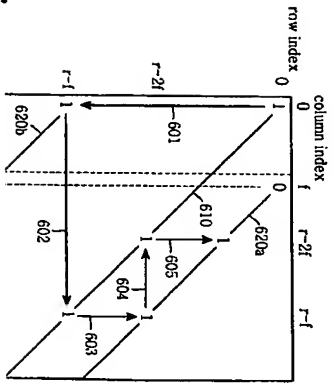
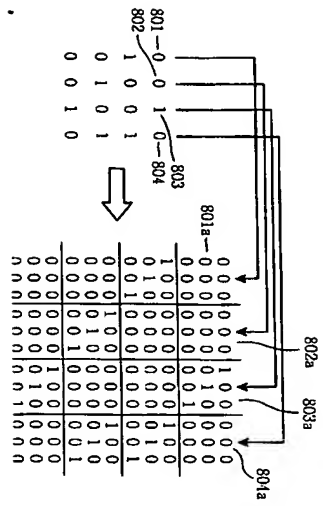


Fig. 5)

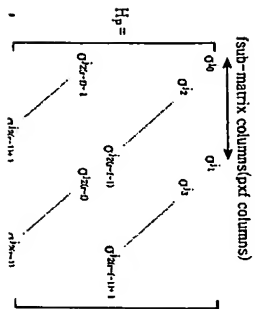


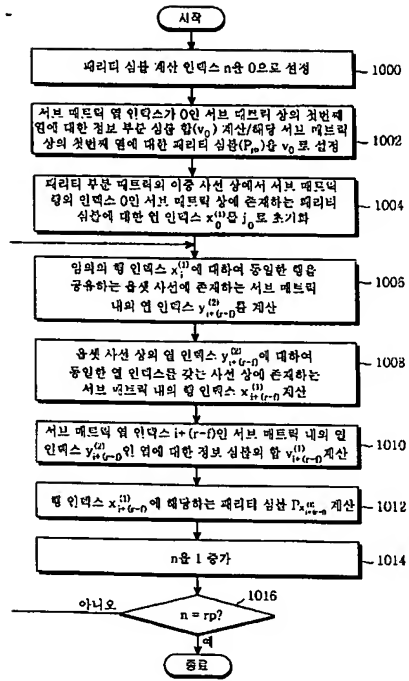




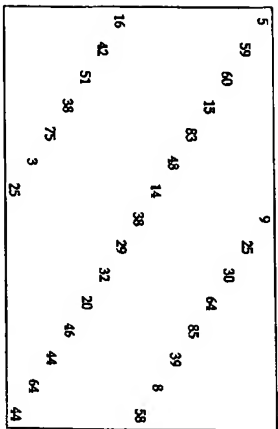
.

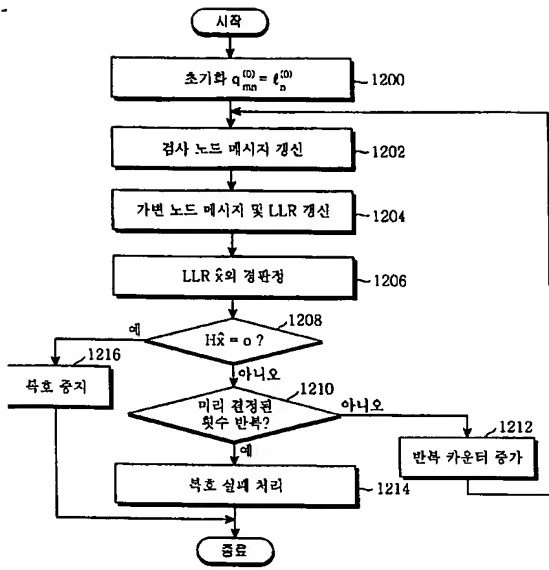
9]





Continued from E 10. See also the notes on the back of the page.





[illegible]

80-68

13a]

-H₂

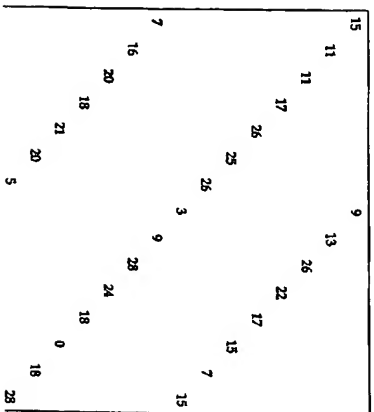
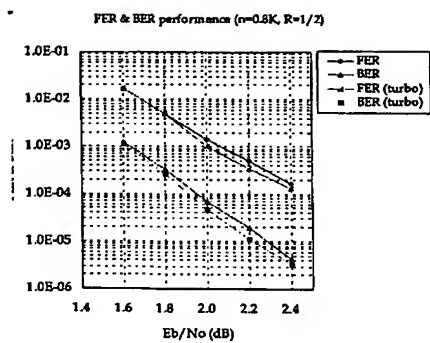
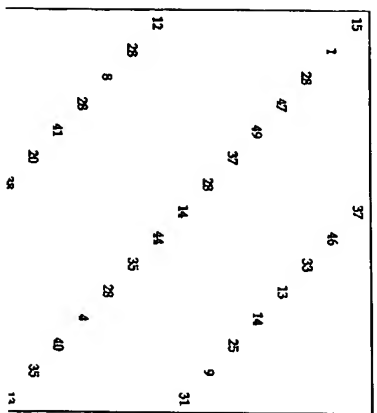


Fig. 13c]



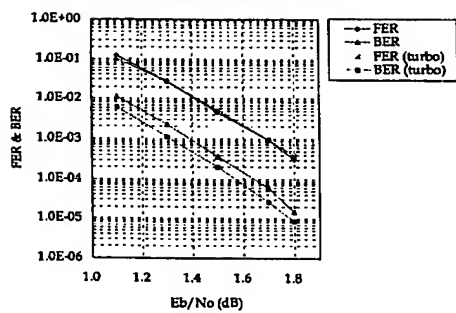
P

-H₉



14c]

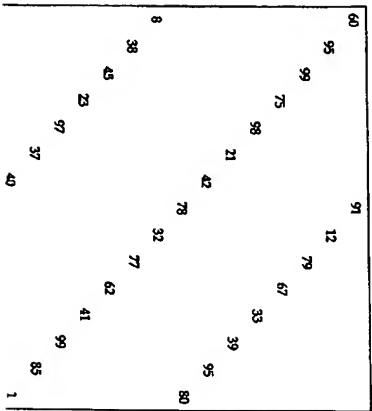
FER & BER performance ($n=1.6K$, $R=1/2$)



•

E 15b]

•

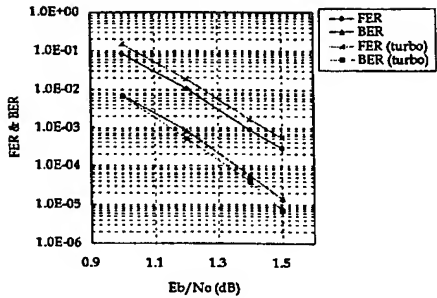


-H₄

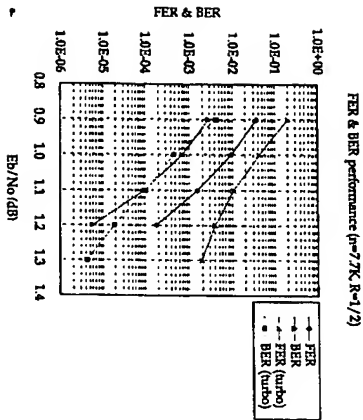
80-75

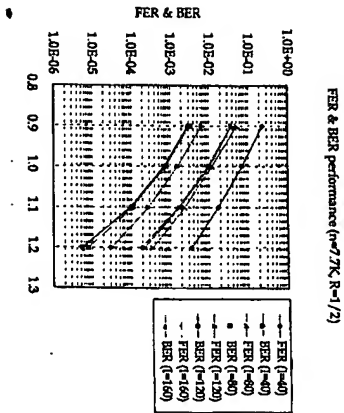
15c)

FER & BER performance ($n=3.1K$, $R=1/2$)



[illegible]





Document made available under the Patent Cooperation Treaty (PCT)

International application number: PCT/KR04/002630

International filing date: 14 October 2004 (14.10.2004)

Document type: Certified copy of priority document

Document details: Country/Office: KR
Number: 10-2003-0071456
Filing date: 14 October 2003 (14.10.2003)

Date of receipt at the International Bureau: 28 October 2004 (28.10.2004)

Remark: Priority document submitted or transmitted to the International Bureau in compliance with Rule 17.1(a) or (b)



World Intellectual Property Organization (WIPO) - Geneva, Switzerland
Organisation Mondiale de la Propriété Intellectuelle (OMPI) - Genève, Suisse